

UNIVERSITÉ DE QUÉBEC À MONTRÉAL

NOUVELLE APPROCHE DE RÉDUCTION DES PERTES DANS LES RÉSEAUX OBS

MÉMOIRE PRÉSENTÉ  
COMME EXIGENCE PARTIELLE  
DE LA MAÎTRISE EN INFORMATIQUE

PAR

JUDITH NOEL TINDO SANGHAPI

JANVIER 2009

UNIVERSITÉ DU QUÉBEC À MONTRÉAL  
Service des bibliothèques

Avertissement

La diffusion de ce mémoire se fait dans le respect des droits de son auteur, qui a signé le formulaire *Autorisation de reproduire et de diffuser un travail de recherche de cycles supérieurs* (SDU-522 – Rév.01-2006). Cette autorisation stipule que «conformément à l'article 11 du Règlement no 8 des études de cycles supérieurs, [l'auteur] concède à l'Université du Québec à Montréal une licence non exclusive d'utilisation et de publication de la totalité ou d'une partie importante de [son] travail de recherche pour des fins pédagogiques et non commerciales. Plus précisément, [l'auteur] autorise l'Université du Québec à Montréal à reproduire, diffuser, prêter, distribuer ou vendre des copies de [son] travail de recherche à des fins non commerciales sur quelque support que ce soit, y compris l'Internet. Cette licence et cette autorisation n'entraînent pas une renonciation de [la] part [de l'auteur] à [ses] droits moraux ni à [ses] droits de propriété intellectuelle. Sauf entente contraire, [l'auteur] conserve la liberté de diffuser et de commercialiser ou non ce travail dont [il] possède un exemplaire.»

## DEDICACES

A Steve et Fulbert TCHANA TCHANA.

## REMERCIEMENTS

J'adresse en premier lieu ma reconnaissance à Mme Halima ELBIAZE, professeure à l'UQAM, pour sa confiance et ses conseils. Elle a su me faire profiter de ses nombreuses connaissances au cours de la direction de ce mémoire.

Mes remerciements vont tout particulièrement à Faten MOHAMED ZHANI pour son soutien, ses conseils et son assistance tout au long de mes travaux.

Mes remerciements vont conjointement à tous les membres du laboratoire de téléinformatique et réseaux (LTIR) de l'UQAM, et tout particulièrement à Jérôme, Wael et Martin, pour leur soutien.

## TABLE DES MATIERES

LISTE DES FIGURES .....	VII
LISTE DES TABLE .....	IX
LISTE DES SIGLES ET ABREVIATIONS .....	X
RESUME .....	XII
CHAPITRE 1: INTRODUCTION .....	1
1.1 Problématique.....	2
1.2 Contribution.....	3
1.3 Plan du travail.....	4
CHAPITRE 2: EVOLUTION DES RESEAUX OPTIQUES .....	5
2.1 Introduction .....	5
2.2 Evolution des systèmes de transmission optique.....	5
2.3 Réseaux de transports traditionnels .....	6
2.3.1 Multiplexage de longueur d'onde (WDM).....	7
2.3.2 SONET/SDH .....	8
2.3.3 Mode de Transfert Asynchrone (ATM) .....	9
2.3.4 Internet Protocol (IP).....	10
2.4 Prochaine génération des réseaux de transport.....	10
2.4.1 IP sur ATM sur WDM .....	11
2.4.2 IP sur SONET/SDH sur WDM .....	12
2.4.3 IP sur WDM .....	12
2.5 Techniques de commutation optique.....	13
2.5.1 Commutation de circuit optique / routage de longueur d'onde .....	13

2.5.2 Commutation de paquet optique.....	14
2.5.3 Commutation de rafale optique.....	16
2.5.4 Comparaison des trois techniques de commutation .....	17
2.6 Conclusion.....	18
CHAPITRE 3: LES RESEAUX OBS .....	19
3.1 Introduction .....	19
3.2 Architecture globale d'un réseau OBS .....	19
3.2.1 Les nœuds périphériques.....	20
3.2.2 Les noeuds internes .....	22
3.3. Construction des rafales.....	24
3.3.1 Mécanisme basé sur la taille.....	24
3.3.2 Mécanisme basé sur le temps .....	25
3.3.3 Mécanisme hybride .....	25
3.4 Signalisation dans les réseaux OBS.....	26
3.4.1 Catégorisation des protocoles de signalisation.....	26
3.4.2 TAG : Tell And GO .....	27
3.4.4 JIT (Just-IN-Time) .....	28
3.4.5 JET (Just-Enough-Time).....	29
3.5 Ordonnancement.....	30
3.6 Contention .....	31
3.6.1 Mise en mémoire tampon.....	31
3.6.2 Conversion de longueurs d'onde.....	31
3.6.3 Routage par déflexion .....	31
3.6.4 Segmentation.....	32
CHAPITRE 4 : NOUVELLE APPROCHE DE REDUCTION DES PERTES .....	33
4.1 Introduction .....	33
4.2 Influence des canaux de contrôle sur le taux de pertes.....	34
4.2.1 Congestion dans les canaux de contrôle.....	34
4.2.2 Contention sur les canaux de contrôle.....	36
4.3 Mécanisme de construction des rafales .....	37
4.3.1 Introduction.....	37

4.3.2 Mécanisme hybride Traditionnelle.....	37
4.3.3 Mécanisme d'assemblage basé sur la disponibilité des canaux de contrôle.....	38
CHAPITRE 5: SIMULATIONS ET RESULTATS .....	43
5.1 Hypothèses générales.....	43
5.2 Choix du nombre de canaux de contrôle. ....	43
5.2.1 Topologies du réseau.....	43
5.2.2 Environnement de simulation.....	45
5.2.3 NSFNET : résultats et analyses .....	46
5.2.4 1E-2I-8S : résultats et analyses .....	51
5.3 Construction des rafales.....	55
5.3.1 Topologie .....	56
5.3.2 Environnement de simulations .....	57
5.3.3 Résultats et analyses.....	57
CHAPITRE 6: CONCLUSION .....	64
RÉFÉRENCES .....	65
LISTE DES PUBLICATIONS .....	70

## LISTE DES FIGURES

Figure 2.1: Architecture des réseaux optiques traditionnels.....	7
Figure 2.2: Fibre optique dotée de WDM.....	8
Figure 2.3: Evolution vers une architecture « <i>tout-optique</i> » (IP sur WDM).....	11
Figure 2.4: Nœud de commutation de circuit optique .....	14
Figure 2.5: Nœud de commutation de paquet optique.....	16
Figure 2.6: Nœud de commutation de rafale optique .....	17
Figure 3.1: Architecture d'un réseau OBS .....	20
Figure 3.2: Architecture générale d'un routeur d'accès.....	21
Figure 3.3: Architecture générale d'un nœud interne.....	23
Figure 3.4: Tell and Go (TAG).....	28
Figure 3.5: Just In Time (JIT).....	29
Figure 3.6: Just Enough Time (JET).....	30
Figure 4.1: Un paquet de contrôle rattrapé par la rafale .....	36
Figure 4.2 : Diagramme de décision de MDC.....	42
Figure 5.1: Réseau NSFNET .....	44
Figure 5.2: Réseau 1E-2I-8S.....	45
Figure 5.3: NSFNET: Taux de perte des rafales vs. Nombre de canaux de contrôle .....	47
Figure 5.4: NSFNET: Taux de perte des paquets de contrôle vs. Nombre de canaux de contrôle .....	48
Figure 5.5: Débit des rafales vs. Nombre de canaux de contrôle .....	49
Figure 5.6: Durée de construction de rafales vs. Nombre de canaux de contrôle.....	50
Figure 5.7: NSFNET: Taux de perte des paquets TCP Vs Nombre de canaux de contrôle ....	51



Figure 5.8: 1E-2I-8S : Taux de perte des rafales vs. Nombre de canaux de contrôle.....	52
Figure 5.9: 1E-2I-8S : Taux de perte des paquets de contrôle vs. Nombre de canaux de contrôle .....	53
Figure 5.10: Variation de taux de pertes vs. Nombre de canaux de contrôle .....	54
Figure 5.11: Taille moyenne de rafale vs. Nombre de canaux de contrôle .....	55
Figure 5.12: 1E-2I-8S avec les assembleurs.....	56
Figure 5.13: Taux de perte des rafales vs. Nombre de connexions TCP .....	58
Figure 5.14: Taux de perte de paquet TCP vs. Nombre de connexions TCP .....	59
Figure 5.15: Débit de rafale vs. Nombre de connexions TCP .....	60
Figure 5.16: Taux de perte des paquets TCP vs Nombre de connexions TCP .....	61
Figure 5.17: Taille moyenne des rafales vs. Nombre de connexions TCP .....	62
Figure 5.18: Durée moyenne des rafales vs. Nombre de connexions TCP.....	63

## LISTE DES TABLES

Table 2.1: Vitesse de transmission de SONET/SDH .....	9
Table 2.2: Comparaison du surdébit des protocoles .....	11
Table 2.3: Comparaison des techniques de commutation.....	18
Table 4.1: Notation pour les algorithmes.....	39
Table 4.2: Algorithme MT.....	40
Table 4.3: Algorithme MDC.....	41

## LISTE DES SIGLES ET ABREVIATIONS

ATM	Asynchronous Transfert Mode
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing
EDFA	Erbium-Doped Fiber Amplifier
FDL	Fiber Delay Line
IP	Internet Protocol
JET	Just Enough Time
JIT	Just In Time
LiNbO <sub>3</sub>	Lithium Niobate
MDC	Mécanisme basé sur la Disponibilité des Canaux de Contrôle
MT	Mécanisme Hybride Traditionnel
MEMS	MicroElectroMechanical Systems
OBS	Optical Burst Switching
OC	Optical Carrier
OCS	Optical Circuit Switching
O-E-O	Optique-Electronique-Optique
OPS	Optical Packet Switching
QoS	Quality of Service
RAM	Random Access Memory
SDH	Synchronous Digital Hierarchies
SOA	Semi Optical Amplifiers
SONET	Synchronous Optical Network
STM	Synchronous Transport Module

STS	Synchronous Transport Signal
TAG	Tell and Go
TCP	Transmission Control Protocol
TDM	Time Division Multiplexing
UIT-T	Union Internationale des Télécommunications
UT	Unité de Traitement
VoIP	Voice over Internet Protocol
WDM	Wavelength Division Multiplexing

## RÉSUMÉ

L'explosion du trafic IP et les demandes en bande passante de plus en plus croissantes au cours des dernières années ont dirigé la recherche vers l'élaboration de nouvelles architectures et protocoles réseaux. La satisfaction des besoins en bande passante et en qualité de service passera par l'adoption des réseaux « *tout-optique* » (IP sur WDM) et des techniques de commutation efficaces. Trois techniques de commutation ont largement été étudiées. La commutation de circuit aussi connue sous le nom de routage de longueur d'onde n'utilise la largeur de bande de façon efficace que si la durée de la transmission est beaucoup plus longue que la période d'établissement des circuits. La commutation de paquet optique est plus flexible et offre une meilleure utilisation de la bande passante. Toutefois, les technologies de mise en mémoire (utilisation des tampons) et de traitement des paquets dans le domaine optique ne sont pas assez mûres pour la commercialisation. Dans ce contexte, la commutation de rafale optique (OBS) est devenue un nouveau paradigme de commutation. Elle est censée fournir un transport de données à haut débit, de manière flexible, efficace et réalisable.

OBS est une technique hybride de la commutation de circuit optique et de la commutation de paquet optique, qui combine leurs avantages tout en surmontant certaines de leurs limites. La commutation de rafale optique exige moins de complexité technologique que celle de la commutation de paquet optique. Toutefois, contrairement aux réseaux optiques à commutation de circuit, les réseaux OBS souffrent des pertes des données. Ces pertes sont non seulement dues aux contentions et à l'insuffisance de l'« *offset-time* » mais également à l'échec de transmission des informations de routage. Dans ce mémoire, nous étudions les pertes dues à la non transmission des informations de contrôle. Les résultats obtenus montrent que les techniques proposées offrent de meilleures performances. Le bon choix du nombre de canaux de contrôle/canaux de données permet de réduire le taux de perte dû à la congestion dans les canaux de contrôle. Après le bon choix effectué, la technique de construction des rafales basée sur la disponibilité des canaux de contrôle permet de réduire les pertes dues aux contentions à l'entrée des canaux de contrôle.

**Mots clés :** contention, commutation de rafale optique (OBS), canal de contrôle, canal de données, paquet de contrôle, rafale.

## CHAPITRE I

### INTRODUCTION

Une des grandes tendances de la fin des années 90 est la demande croissante en bande passante dans les réseaux d'entreprises et d'opérateurs. Plusieurs facteurs induisent cette demande : de plus en plus d'utilisateurs de l'Internet, les applications de calcul incluant les bases de données distribuées, les communications multimédia, le commerce électronique etc. Aux Etats-unis, la quantité du trafic Internet croît rapidement et double approximativement chaque année depuis 1997 (Odlyzko, 2003) . On estime que bientôt, les architectures et protocoles des réseaux électroniques ne seront plus capables de transporter une aussi grande quantité de trafic.

L'introduction du multiplexage en longueurs d'onde dans le but d'augmenter non seulement les capacités de transmission mais également la flexibilité et la rentabilité des systèmes, conduit à une optimisation des systèmes optiques existants. Toutefois, l'augmentation du nombre de longueurs d'onde entraîne une multiplication du nombre de conversions optique-électronique-optique et d'opérations de multiplexage/démultiplexage. Les systèmes WDM (Wavelength Division Multiplexing) classiques sont incapables de traiter de façon optimale la plupart des demandes en bande passante. Ceci motive la recherche visant la réduction du nombre de conversions de type optique-électronique-optique dans les commutateurs et le développement d'un cœur de réseau « *tout-optique* ».

L'évolution des réseaux WDM a commencé par les modèles de routage de longueurs d'onde (ou commutation de circuit optique) et s'est poursuivie ensuite avec les réseaux optiques à commutation de paquet (Optical Packet Switching, OPS). Cependant, à cause des limites de

la technologie optique nécessaire pour l'implémentation des réseaux OPS, un modèle intermédiaire très prometteur appelé commutation de rafale optique (Optical Burst Switching, OBS), a été proposé comme future technologie de commutation pour les réseaux « *tout-optique* ». Ceux-ci sont capables d'utiliser de manière efficace la capacité des liens sans la nécessité de stocker les données ou d'effectuer la conversion optique-électronique-optique à chaque nœud intermédiaire.

Dans un réseau de type OBS les paquets sont collectés au nœud d'entrée, regroupés en fonction de leur destination et qualité de service, et transmis sous forme de gros paquets appelés rafales. Lorsque la rafale est prête, un paquet de contrôle est envoyé préalablement afin de réserver le chemin. Celui-ci contient les informations de routage relatives à la rafale qui lui est associée. Il est analysé à chaque nœud intermédiaire qui, prend la décision de routage et envoie le paquet au prochain nœud. Après un certain temps appelé « *offset-time* », la rafale correspondante est envoyée sans attendre un acquittement de la part de la destination. Contrairement à son paquet de contrôle, la rafale traverse le réseau dans le domaine « *tout-optique* », le canal ayant été réservé à partir des informations contenues dans le paquet de contrôle. Lorsque la rafale atteint le nœud de sortie, elle est désassemblée et les paquets résultants sont envoyés vers leurs destinations respectives.

Comme toute nouvelle technologie dans ces débuts, OBS fait face à plusieurs défis et offre aux chercheurs de nombreux sujets ouverts. Les deux principaux aspects à améliorer dans les réseaux OBS résident d'une part dans le choix du temps qui sépare un paquet de contrôle de la rafale qui lui est associée et d'autre part de la réduction du nombre de contentions.

### 1.1 Problématique

Contrairement au réseau à commutation de circuit, les contentions sont présentes dans les réseaux OBS et conduisent à un taux de perte très élevé. Une contention survient lorsque deux rafales empruntent la même longueur d'onde, sur une même fibre et au même instant. Minimiser le taux de perte et maximiser le débit est le défi majeur de la recherche dans le domaine d'OBS. Pour relever ce défi, plusieurs mécanismes tels que l'ordonnancement, la signalisation et la construction des rafales ont été l'objet de recherches intensives. Ces méthodes peuvent réduire les contentions mais restent très sensible à la charge

du trafic. Il est démontré dans (Cameron, 2005) que le taux de perte reste très élevé même pour des charges faibles et un grand nombre de longueurs d'onde. Ceci signifie que les performances des réseaux ne dépendent pas seulement de la charge du trafic en tant que tel. Ce constat nous pousse à nous retourner vers une autre approche de réduction des pertes qui contrairement aux autres techniques focalisées sur les rafales, n'a pas jusqu'à date bénéficiée de beaucoup d'attention.

## 1.2 Contribution

Pour réduire les délais de transmission de bout à bout, la plupart des réseaux OBS utilisent la réservation à sens unique. La rafale est transmise sans attendre de la part de la destination, un accusé de réception positif sur la réservation des ressources. La rafale peut être rejetée si elle arrive à un nœud où le paquet de contrôle n'a pas pu réserver le canal désiré. Pour éviter ce désagrément, les canaux de contrôle doivent être capables d'acheminer les paquets de contrôle.

Dans ce projet, nous nous intéresserons à l'intégration de la gestion des canaux de contrôle dans la réduction du taux de perte. Nous nous plaçons dans un contexte où la perte des rafales est due uniquement à la non transmission des paquets de contrôle. Dans ce contexte, la perte des paquets de contrôle peut être due soit à la congestion dans les canaux de contrôle, soit aux contentions entre paquets de contrôle. Notre travail comporte deux volets : nous montrons qu'un bon choix du nombre de canaux de contrôle peut considérablement réduire le taux de perte. Ensuite, nous intégrerons la gestion des canaux de contrôle dans le mécanisme de construction des rafales.

Les résultats obtenus montrent qu'un bon choix du nombre des canaux de contrôle améliore de façon significative les performances des réseaux OBS. De plus, la prise en compte de la disponibilité des canaux de contrôle dans le mécanisme de construction des rafales change de façon dynamique la taille des rafales en fonction de la charge du trafic, réduit le taux de perte tout en limitant la durée de construction des rafales.



### 1.3 Plan du travail

La suite de notre travail est organisée de la manière suivante : le chapitre 2 présente l'évolution des réseaux optiques. Dans le chapitre 3, nous introduisons les réseaux optiques à commutation de rafale. Nous présentons dans le chapitre 4 une nouvelle approche de réduction des pertes. Le chapitre 5 présente les résultats obtenus à travers des simulations. Le chapitre 6 conclut les travaux et ouvre des perspectives.

## CHAPITRE II

### EVOLUTION DES RESEAUX OPTIQUES

#### 2.1 Introduction

La fibre optique possède de nombreuses caractéristiques qui font d'elle un support privilégié pour la transmission à haut débit. En plus de la gigantesque largeur de bande qu'elle offre, elle possède :

- un taux d'erreur faible
- une très faible atténuation
- un encombrement minimum
- une indépendance presque totale face à la température, aux interférences, aux perturbations, et donc une très bonne qualité de transmission.

Toutefois, avec l'explosion du volume de trafic IP au cours des dernières années, les besoins en bande passante ont atteint un niveau qui nécessite la restructuration des réseaux optiques courants en termes d'architectures et de protocoles.

Dans ce chapitre, nous allons dans un premier temps présenter l'évolution des technologies de transmission optique, ensuite nous présenterons les réseaux optiques actuels et pour finir la prochaine génération des réseaux optiques.

#### 2.2 Evolution des systèmes de transmission optique

Malgré les qualités incontestables des fibres optiques, les signaux optiques peuvent en fonction de la distance parcourue s'atténuer. Un degré d'atténuation élevé peut altérer les

informations portées par le signal. Pour prévenir une éventuelle atténuation excessive, des amplificateurs permettant de régénérer le signal sont placés sur les fibres optiques. Dans le processus de régénération, le signal optique faible reçu est converti en un signal électronique, amplifié, mise en forme puis reconverti en un signal optique. L'intégration de la technologie WDM dans les fibres optiques au milieu des années 1990 a permis de multiplier par  $N$  la capacité d'une fibre optique, en transmettant simultanément  $N$  signaux de longueurs d'onde différentes dans la même fibre (Bayvel, 2000). Toutefois, l'utilisation des régénérateurs électroniques dans les systèmes WDM passe par le démultiplexage des longueurs d'onde, la détection et la régénération de chaque signal individuel, puis encore le multiplexage de tous ces signaux pour leur transmission. Le coût du traitement électronique se voit donc multiplier par  $N$ . Pour des grands réseaux ce traitement est très coûteux et nécessite une quantité très élevée de puissance. L'apparition des amplificateurs EDFA (Erbium-Doped Fiber Amplifier) (Sun, Zyskind et Srivastava, 1997) au niveau de la couche optique a permis de transmettre les données sans conversion électronique, et ainsi de rendre plus abordables les systèmes WDM : EDFA est capable d'amplifier simultanément plusieurs longueurs d'onde.

On peut classer les réseaux optiques en deux groupes. Le premier groupe est formé des réseaux de première génération. A chaque nœud de commutation, les signaux optiques sont convertis en signaux électriques à des fins de traitement. Dans le second groupe formé des réseaux de seconde génération, on élimine la nécessité de conversion en offrant les services de commutation et de routage au niveau de la couche optique. Ces réseaux utilisent une technique de commutation transparente dite « *tout-optique* » ayant pour principe la transmission des données sans conversion.

### 2.3 Réseaux de transports traditionnels

Au départ les réseaux de télécommunication étaient conçus pour transporter la voix. L'évolution des besoins des utilisateurs (transport de la vidéo, des données) a poussé les chercheurs à développer de nouveaux protocoles. Très souvent, ces nouveaux protocoles n'intègrent pas tous les avantages des anciens. Afin de satisfaire les nouveaux besoins des utilisateurs sans toutefois abandonner les avantages des anciens protocoles, les fournisseurs de services construisent leur réseau de transport sur une pile de protocole. L'architecture la

plus courante (Tomsu et Schmutzer, 2002) est constituée de quatre couches : WDM, SONET/SDH, ATM et IP (Figure 2.1).

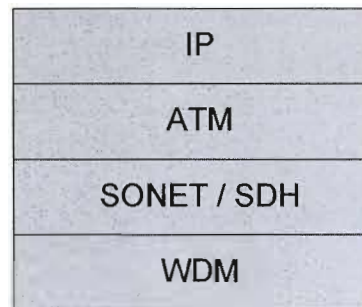


Figure 2.1: Architecture des réseaux optiques traditionnels

### 2.3.1 Multiplexage de longueur d'onde (WDM)

Le développement des réseaux de télécommunications était à ses débuts basé sur l'utilisation des technologies SONET/SDH. Celles-ci permettent de transporter un seul signal numérique par fibre optique et par direction de transmission. La technologie WDM (Figure 2.2) est née de l'idée d'injecter simultanément dans la même fibre optique plusieurs signaux numériques à la même vitesse de modulation, mais chacun sur une longueur d'onde distincte. La plupart des systèmes WDM typiques disposent de 4 ou 16 longueurs d'onde. Avec l'évolution des techniques de transmission, des systèmes avec plus de 40 longueurs d'onde ont été développés et sont connus sous le nom de multiplexage dense de longueur d'onde (ou DWDM, Dense WDM). Pour empêcher le chevauchement des signaux et assurer l'interopérabilité entre les vendeurs, l'UIT-T (UIT-T, 1998) a standardisé l'espacement des canaux à 100GHz (0,8nm) et 50 GHz (0,4nm).

En utilisant la technologie WDM, les réseaux de transport deviennent très extensibles. La demande en bande passante peut facilement être satisfaite en augmentant le nombre de longueurs d'onde par fibre. De plus, les fournisseurs de services peuvent offrir des lignes optiques dédiées en offrant aux utilisateurs des longueurs d'onde dédiées.

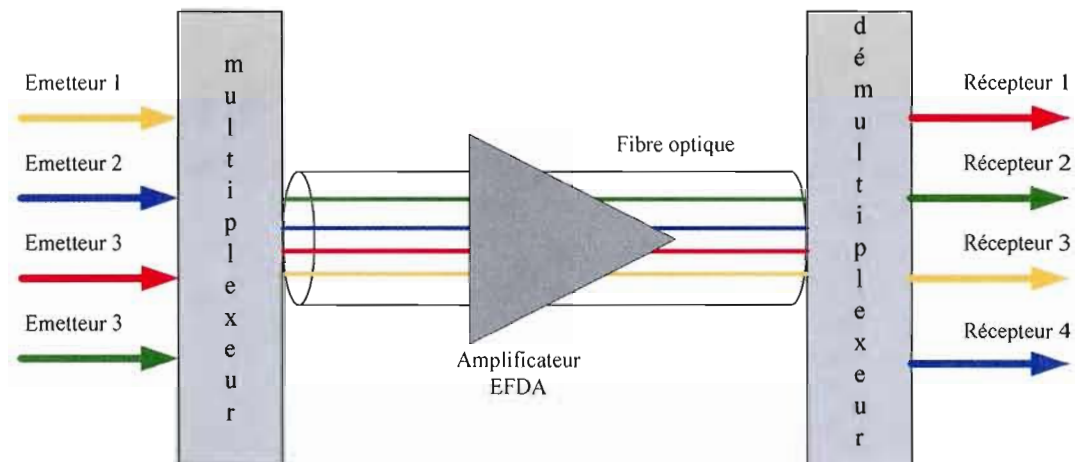


Figure 2.2: Fibre optique dotée de WDM

### 2.3.2 SONET/SDH

SONET (Synchronous Optical Network, ou Réseau Optique Synchrone) est un standard de transmission synchrone sur fibre optique utilisé en Amérique du Nord. Son débit de base STS-1 est de 51,84 Mb/s et ses multiples peuvent atteindre une valeur théorique de 9,953 Gb/s (STS-192) (Tomsu et Schmutzer, 2002). Une version légèrement différente SDH (Synchronous Digital Hierarchies, ou Hiérarchies Numériques Synchrones) est utilisée en Europe. Ces deux standards, ont été normalisés par l'UIT (Union Internationale des Télécommunications) en « SONET/SDH » et sont à cause de leur fiabilité et leur interopérabilité, prédominant dans les réseaux de transports courants (Cavendish, 2000). Le succès de SONET/SDH a été en grande partie du à l'information de contrôle incluse dans la trame. Cette information contient les fonctions de gestion de performance, pannes, protection, sécurité et restauration.

Cet avantage alléchant n'est pas sans inconvénient. En effet, pour extraire ces informations, les trames doivent subir une conversion optique-électronique-optique (O-E-O). Ce processus de conversion est non seulement coûteux en temps et protocoles, mais aussi nécessite plusieurs équipements extrêmement chers vu le nombre élevé de convertisseurs nécessaires. En outre, SONET/SDH ne dispose pas de mécanisme de signalisation permettant de créer les circuits de transmission de façon dynamique. Une autre limite significative est l'utilisation du multiplexage temporel (TDM, Time Division Multiplexing). Une bande passante statique et fixe est allouée pour chaque demande connexion. Si la taille de la demande est inférieure à la bande passante fixée pour une connexion, le surplus ne peut pas être utilisé par les autres utilisateurs. Notons aussi que SONET/SDH souffre d'un manque de granularité fine (voire Table 2.1) : un utilisateur possédant le service STS-48 (2.488Gb/s) ne peut évoluer que vers le service OC-192 (9,953 Gb/s).

Table 2.1: Vitesse de transmission de SONET/SDH (Tomsu and Schmutzer 2002)

SONET	BIT RATE	SDH
STS-1/OC-1	51.84Mbps	--
STS-3/OC-3	155.52Mbps	STM-1
STS-12/OC-12	622.08Mbps	STM-4
STS-24/OC-24	1244.16Mbps	--
STS-48/OC-48	2488.32Mbps	STM-16
STS-192/OC-192	9954.28Mbps	STM-64

### 2.3.3 Mode de Transfert Asynchrone (ATM)

SONET/SDH qui au départ avait été développé pour transporter de façon efficace la voix, a par la suite intégré la transmission des données. Les données ne représentaient qu'une

petite partie du trafic et tout fonctionnait très bien. Mais avec la croissance des services de données à large bande et le besoin de transmettre simultanément sur un même support des flux d'informations de débits et de natures totalement différents, les limites du multiplexage TDM utilisé par SONET/SDH ne lui permettaient plus de satisfaire la demande. Pour résoudre ce problème, une couche flexible et pluridisciplinaire nommée ATM (Asynchronous Transfer Mode, ou Mode de Transfert Asynchrone) a été développée au dessus de SONET/SDH. Elle utilise le multiplexage statistique et permet d'offrir les fonctions d'allocation dynamique de bande passante et une qualité de service (QoS) adaptée aux différents types de trafic.

Pour offrir de pareils services, ATM doit ajouter dans les paquets un large surdébit. Ce surdébit, réduit les performances d'ATM car consomme une bonne partie de la bande passante. Pour transporter les paquets IP dans les réseaux ATM, les routeurs IP sont empilés sur les commutateurs ATM. Lorsque la taille des réseaux devient très grande, les mises à jour des tables de routage IP peuvent mener à des surcharges du réseau.

Bien que le débit effectif obtenu avec ATM soit plus faible que celui des routeurs IP, la commutation ATM (avec ses circuits virtuels) reste plus rapide et plus fiable que le routage IP.

#### 2.3.4 Internet Protocol (IP)

La dominance du trafic IP au cours de ces dernières années emmène les fournisseurs de services à introduire dans leur architecture la couche IP. Il existe diverses méthodes pour insérer le trafic IP dans un réseau ATM. Avec la méthode ATMARP (IETF-30, 1994), les routeurs consultent un serveur de résolution d'adresse qui leur permet de déterminer l'adresse IP du commutateur ATM sur qui se connecter pour envoyer les données vers une destination donnée.

### 2.4 Prochaine génération des réseaux de transport

Avec la croissance exponentielle du trafic IP ces dernières années, les besoins en bande passante ont atteint un niveau qui nécessite une restructuration des réseaux de transport existants. Les installations précédentes ne sont plus capables de faire face à la demande. En

effet, l'efficacité de transmission sera très faible à cause du surdébit (Table 2.2) introduit par ATM. Les coûts d'équipements et opérationnels seront encore plus élevés avec SONET/SDH. La restructuration de ces réseaux passera par l'élimination des couches ATM et SONET/SDH, et convergera vers une architecture « *tout-optique* » IP sur WDM (Figure 2.3). Le but visé est de minimiser la transmission du surdébit et de maximiser le transport des données utiles tout en réduisant la complexité des systèmes.

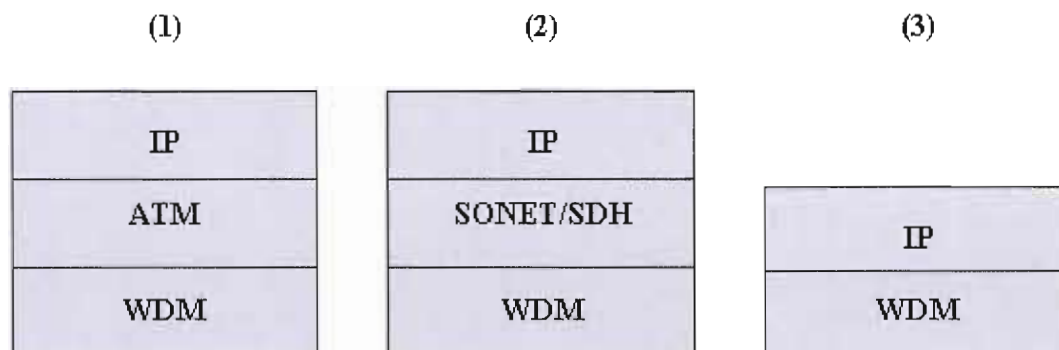


Figure 2.3: Evolution vers une architecture « *tout-optique* » (IP sur WDM)

Table 2.2: Comparaison du surdébit des protocoles (Cavanaugh 1994)

Couche de protocole	%surdébit
SONET OC-3c	3.70%
Fibre optique	3.64%
ATM	9.43%

#### 2.4.1 IP sur ATM sur WDM

La technologie IP sur ATM sur WDM (Figure 2.3 (1)) élimine la couche SONET/SDH et utilise la commutation ATM pour multiplexer le trafic IP. Cette architecture



est idéale pour les fournisseurs qui disposent d'une grande quantité de services de couche 2 (liens loués, service de voix). L'élimination de la couche SONET/SDH permet de réduire le nombre d'interfaces spécifiques et raffiner la granularité des débits. Le défaut majeur de cette architecture est le transport inefficace du trafic IP. De plus, en éliminant la couche SONET/SDH, la détection et la résolution des pannes, ainsi que la restauration du système deviennent un problème critique. Ces mécanismes doivent être implémentés soit sur la couche optique (WDM), soit sur la couche IP.

#### 2.4.2. IP sur SONET/SDH sur WDM

L'approche IP sur SONET/SDH sur WDM (Figure.2.3 (2)) est très utilisée par les fournisseurs offrant les services de données. Elle élimine le niveau ATM en établissant des liaisons point à point entre les routeurs IP directement sur SONET/SDH. L'inefficacité du transport d'ATM, avec son surdébit de prêt de 10% (Table. 2.2) est éliminée mais les mécanismes robustes de protection et de restauration restent disponibles.

#### 2.4.3 IP sur WDM

La dernière approche IP sur WDM (Figure 2.3 (3)) consiste à éliminer SONET/SDH et ATM, bâtissant ainsi une architecture réseau à deux couches. Cette approche est très connue sous le nom de réseau « *tout-optique* » et très utilisée par les fournisseurs qui offrent les services de données et voix sur IP (VoIP). L'efficacité du transport est améliorée avec l'élimination d'ATM, le nombre et les coûts d'équipement sont réduits avec l'élimination de SONET/SDH.

Pour rendre la commutation « *tout-optique* » possible, plusieurs technologies ont été développées parmi lesquelles MEMS (Micro-Electro Mechanical Systems) optiques (Robinson, 2001), les SOA (Semiconductor Optical Amplifiers) et electro-optic LiNbO<sub>3</sub> (Lithium Niobate) (Gnauck *et al.*, 2000). Les MEMS sont composés d'un tableau de miroirs qui se déplace lorsqu'il reçoit une charge électrique. En ajustant l'angle d'inclinaison d'un des miroirs, les signaux optiques sont déviés du port d'entrée vers le port de sortie. Il existe une extension à N dimensions des MEMS (Pang *et al.*, 1998) (Robinson, 2001) permettant de coupler un plus grand nombre de ports d'entrée et de sortie. Pour cela, les miroirs sont

positionnés dans une matrice à  $N$  dimension et tournent sur deux axes. Le taux de perte dans les réseaux est extrêmement bas avec l'utilisation des commutateurs MEMS. Les SOA et LiNbO<sub>3</sub> quant à eux sont capables de commuter les données pendant un intervalle de temps de l'ordre de nano seconde, idéal pour les réseaux optiques à commutation de paquet. Ceux-ci requièrent une vitesse de transmission extrêmement rapide.

## 2.5 Techniques de commutation optique

L'évolution des technologies optiques telles que DWDM, les amplificateurs SOA et les MEMS optiques offre une capacité de transmission immense aux réseaux traditionnels. De plus, cette évolution déclenche la migration vers les réseaux de type IP sur WDM dits réseaux optiques de « prochaine génération ». Construire ces réseaux à large capacité de transmission en s'appuyant majoritairement sur les technologies électroniques peut transformer les systèmes de transport en un grand fossé de congestion. Les techniques de commutation « *tout-optique* », de part leur transparence, leur grande capacité et leur vitesse de transmission élevée sont la clé du succès de ces réseaux. Les travaux de recherche sont alimentés par une investigation massive de trois principales techniques de commutation: la commutation de circuit optique, la commutation de paquet optique et la commutation de rafale optique.

### 2.5.1 Commutation de circuit optique / routage de longueur d'onde

Dans les réseaux implémentant la commutation de circuit optique (OCS, Optical Circuit Switching), une connexion dédiée doit être établie entre deux nœuds avant le début de la transmission (Figure 2.4.). Ce type de commutation garantit la transmission des paquets injectés dans le réseau. Un des gros problèmes des réseaux à commutations de circuit est le nombre fini de longueurs d'onde. Pour des réseaux très grands, la mise en place des circuits pour chaque couple émetteur / récepteur est un problème (NP-complet) complexe à résoudre (Modiano et Narula-Tam, 2002). Même s'il existe de nombreuses heuristiques pour résoudre ce problème, la possibilité de blocage demeure. En fonction du nombre de longueurs d'onde et l'état du réseau, certaines requêtes de connexion peuvent être rejetées. Un des défis dans la conception des réseaux à commutation de circuit est de minimiser la probabilité de blocage.

Les solutions potentielles sont la conversion de longueur d'onde (Kovacevic, 1996) et le routage alternatif (Ramamurthy et Mukherjee, 2002 ). Sans convertisseurs de longueur d'onde, un canal de communication emploie la même longueur d'onde sur toutes les fibres optiques qu'il traverse. La conversion de longueur d'onde peut enlever la contrainte de continuité et ainsi réduire de façon significative le taux de blocage. Le routage alternatif quant à lui, propose de multiples chemins alternatifs entre les nœuds pairs. Lorsqu'un nœud reçoit une requête de connexion, il essaye le chemin par défaut. Si la requête est bloquée, il opte pour l'utilisation d'un des chemins alternatifs.

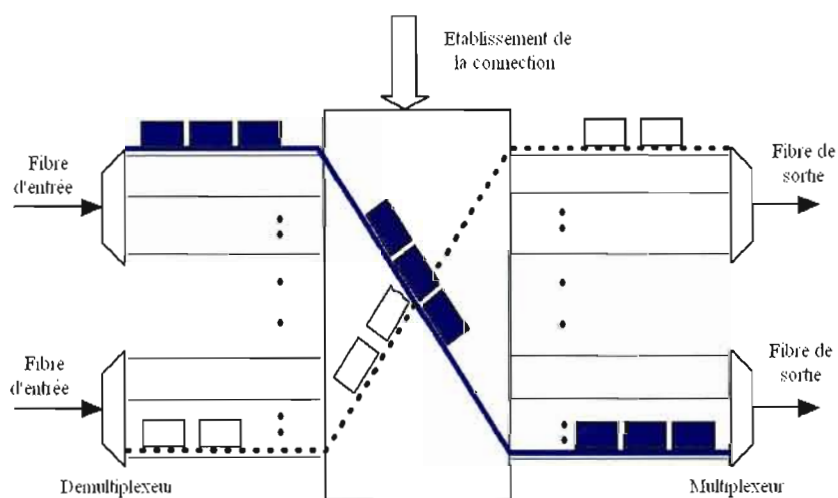


Figure 2.4: Nœud de commutation de circuit optique (Chen, Qiao et Yu, 2004)

### 2.5.2 Commutation de paquet optique

Les réseaux à commutation de paquet optique (OPS, Optical Packet Switching) opèrent avec une granularité plus fine. Le trafic est transporté dans des paquets optiques constitués d'une entête et d'une charge utile. A chaque nœud, l'entête du paquet est extraite, traitée, et réassemblée avec les données. L'ensemble est ensuite envoyé vers le prochain

noeud (Figure 2.5). Cette technique se caractérise par un haut débit et s'adapte à la nature du trafic mais, les nœuds de commutation doivent disposer d'une durée de commutation très faible afin d'éviter les contentions (Yao, Mukherjee et Dixit, 2000). Contrairement à la commutation de circuits, la transmission des paquets admis dans le réseau n'est pas garantie dans les réseaux à commutation de paquet optique. Les contentions peuvent survenir entre paquets qui veulent emprunter le même chemin au même moment. Dans les réseaux à commutation de paquet électronique, les contentions sont résolues par la technique de stockage et retransmission, selon laquelle un paquet est transmis et les autres mis en attente dans des tampons. Ceci est possible à cause de l'existence des mémoires RAM (Random Access Memory) électroniques. Mais l'absence de mémoires optiques conduit à la recherche des techniques différentes pour résoudre les contentions dans les réseaux OPS.

Il existe trois techniques de base pour résoudre les contentions (Yao *et al.*, 2003). La méthode la plus attractive est la conversion de longueur d'onde (dimension spatiale). Elle n'ajoute pas un temps de latence additionnel et de gigue, ne pose pas de problème de reclassement, et ne nécessite pas l'utilisation de mémoire. Les lignes à retards (FDL, fiber Delay Line) qui sont une imitation des RAM électroniques, permettent de retarder les paquets pendant un certain temps. Elles offrent une durée de stockage très limitée, sont chères et prennent beaucoup de place. La déflexion spatiale est une technique de routage à multiples chemins. Certains paquets en contention sont transmis sur des chemins alternatifs dépendant de la topologie du réseau et de la densité du trafic. Notons toutefois que la déflexion peut altérer la séquence des paquets à la destination.

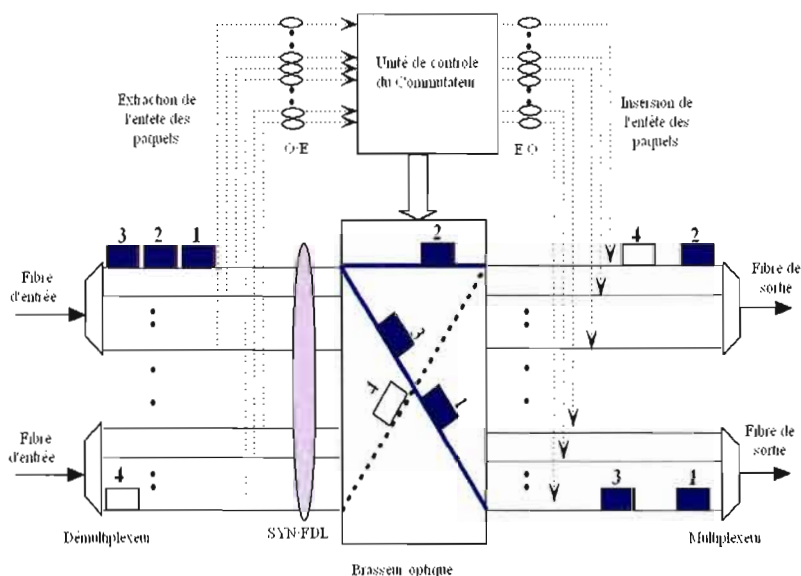


Figure 2.5: Nœud de commutation de paquet optique (Chen, Qiao et Yu, 2004)

### 2.5.3 Commutation de rafale optique

La commutation de circuit optique est relativement simple à implémenter mais souffre d'un manque de flexibilité face à un trafic fluctuant et au changement d'état des liens. La commutation de paquet optique est conceptuellement idéale mais reste complexe, du fait qu'elle nécessite de large lignes retard et un traitement ultra-rapide des entêtes des paquets. Une nouvelle approche appelée commutation de rafale optique (OBS, Optical Burst Switching) proposée par les chercheurs (Qiao et Yoo, 1999) (Jue et Vokkarane, 2005) (Yoo, Qiao et Dixit, 2001) a attiré beaucoup d'attention tant dans le domaine académique que dans le domaine industriel. Cette technique combine les avantages de la commutation de circuit optique et la commutation de paquet optique. La commutation de rafale (Figure 2.6) consiste à rassembler les paquets arrivant à un nœud périphérique en de gros paquets (rafales) de données et les router dans le domaine optique. OBS réduit la nécessité de stocker les données à l'intérieur du réseau en confiant cette tâche aux nœuds périphériques. Un paquet de contrôle contenant les informations relatives à la rafale est envoyé préalablement afin de réserver le

chemin. Le paquet de contrôle est ralenti et subit une conversion O-E-O à chaque nœud alors que la rafale transite sans conversion électronique et donc sans délai à chacun des nœuds. Une description détaillée de l'architecture et les fonctions des réseaux OBS sera présentée dans le chapitre suivant.

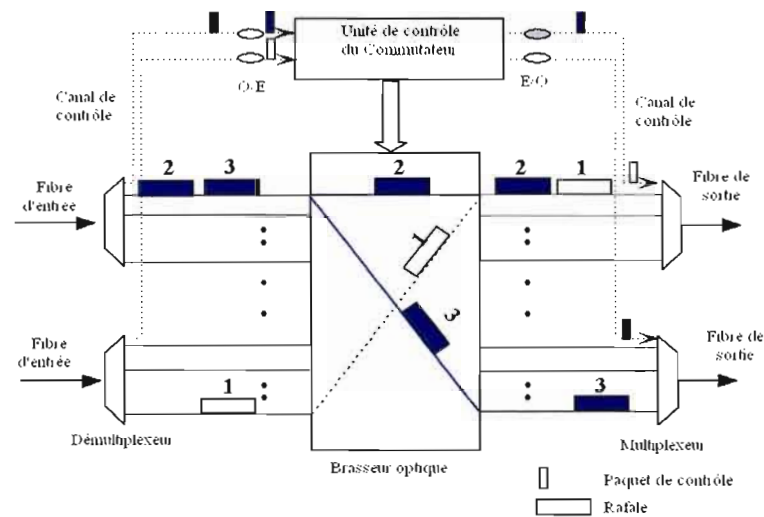


Figure 2.6: Nœud de commutation de rafale optique (Chen, Qiao et Yu, 2004)

#### 2.5.4 Comparaison des trois techniques de commutation

La table (Table 2.3) ci-dessous présente un sommaire des caractéristiques des trois techniques de commutation.

Table 2.3: Comparaison des techniques de commutation

Technique de commutation	Utilisation de la bande passante	Latence (établissement de la connexion)	Utilisation des mémoires optiques
Circuit	faible	élevée	nulle
Paquet	élevée	faible	élevée
Rafale	élevée	faible	faible

## 2.6 Conclusion

Nous avons vu dans ce chapitre que les besoins de plus en plus grandissants en bande passante ont conduit au développement d'une architecture de transport « *tout-optique* ». Pour exploiter au maximum la bande passante offerte par cette architecture, les techniques de transmission de données appropriées doivent être utilisées. Parmi les trois techniques de commutation proposées, la commutation de rafale optique qui est une combinaison d'avantages des deux autres (commutation de circuit et paquet optiques) a gagné ces dernières années beaucoup d'attention. Nous allons dans le prochain chapitre donner une description détaillée des réseaux OBS.

## CHAPITRE III

### LES RESEAUX OBS

#### 3.1 Introduction

La commutation de rafale optique a été proposée comme nouvelle approche de commutation dans la prochaine génération des réseaux optiques IP/WDM (Qiao, 2000) (Qiao et Yoo, 1999). En tirant profit des caractéristiques attractives de la technologie optique tout en prenant en compte ses limites, OBS combine les avantages de la commutation de paquet optique et la commutation de circuit optique. Dans les réseaux OBS, les paquets de contrôle précèdent la rafale d'un temps appelé « *offset-time* » (temps nécessaire pour que le paquet de contrôle soit traité et les ressources réservées pour la rafale). Les principaux défis des réseaux à commutation de rafale résident dans la résolution du taux de perte et le choix de l'« *offset-time* ». Choisir l'« *offset-time* » time consiste à déterminer à quel moment envoyer la rafale après le paquet de contrôle.

#### 3.2 Architecture globale d'un réseau OBS

Un réseau OBS (Figure 3.1) est constitué des nœuds optiques périphériques (ou d'accès) et des nœuds optiques internes reliés entre eux par des fibres optiques. Les fibres optiques reliant les nœuds sont constituées de plusieurs canaux groupés en M canaux de données réservés pour le transport des données (rafales) et de N canaux de contrôle réservés pour le transport des paquets de contrôle (information de routage). L'architecture des réseaux



OBS a été étudiée par (Xiong, 2000) (Xu, 2001). Les nœuds OBS sont construits à partir des composants optiques et des composants électroniques. Les composants optiques incluent les multiplexeurs, les démultiplexeurs et une matrice optique de commutation. Les composants électroniques comportent un processeur de paquets de contrôle et un ordonnanceur.

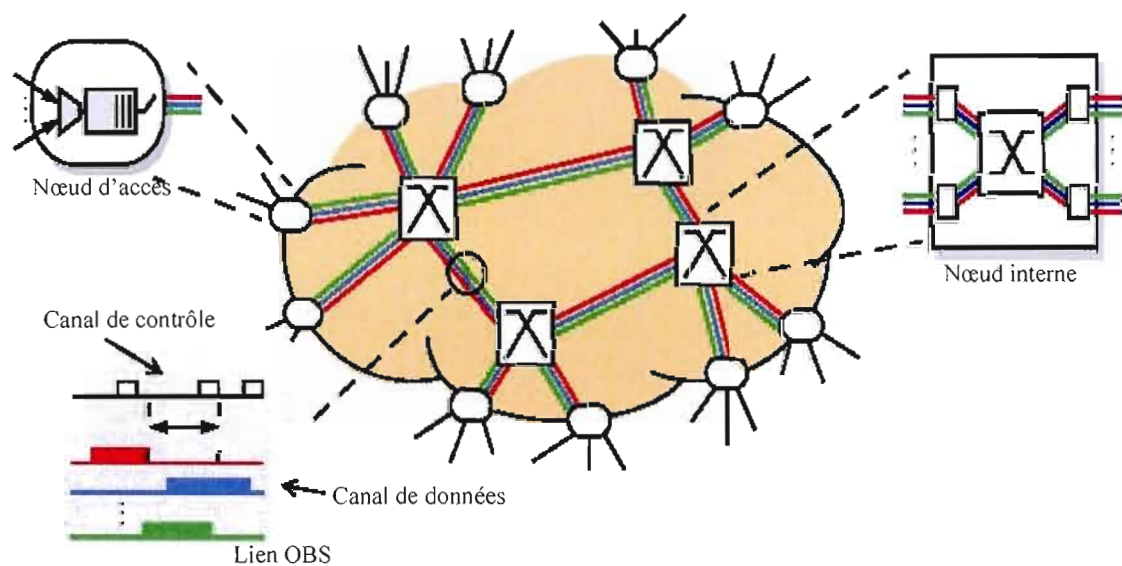


Figure 3.1: Architecture d'un réseau OBS (Dolzer et al., 2001)

### 3.2.1 Les nœuds périphériques

On distingue les nœuds périphériques d'entrée des nœuds périphériques de sortie. Le rôle des nœuds périphériques d'entrée consiste à assembler les paquets IP ayant des caractéristiques communes (destination, besoins en qualité de service) en de gros paquets appelés rafales et ensuite de les envoyer dans le cœur du réseau sous forme de signaux

lumineux. Au niveau du nœud périphérique de sortie, les rafales sont désassemblées et les paquets résultants sont envoyés vers le prochain saut. La figure (Figure 3.2) illustre l'architecture d'un nœud périphérique d'entrée constitué de ses modules principaux.

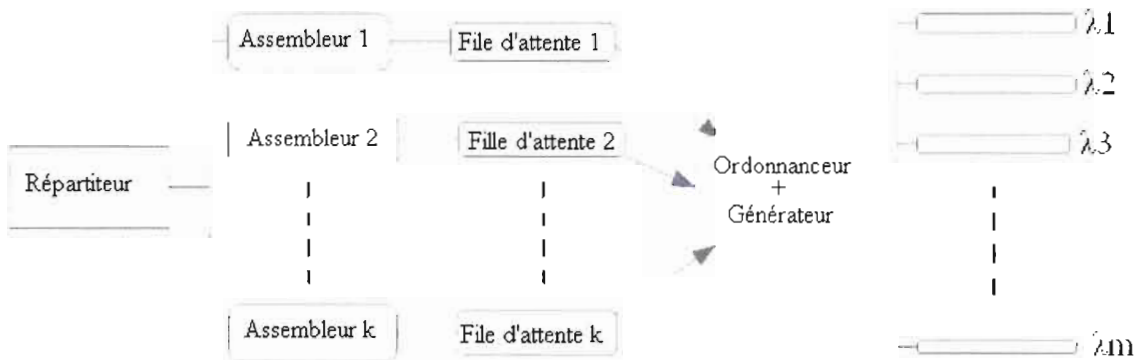


Figure 3.2: Architecture générale d'un routeur d'accès

**Le répartiteur :** Le répartiteur reçoit les paquets IP et les classe en fonction des critères prédéfinis. Typiquement, ces critères sont constitués d'une combinaison du nœud OBS de sortie et le besoin en qualité de service des paquets. Les paquets IP ayant les mêmes caractéristiques sont envoyés vers le même assembleur.

**L'assembleur :** L'assembleur est chargé de rassembler les paquets IP pour former des rafales. Une rafale peut être définie soit par une taille (somme de la taille des paquets IP formant la rafale), soit par un temps (temps écoulé depuis le début d'assemblage de la rafale). Une fois prête, la rafale est envoyée dans une file d'attente dédiée.

**L'ordonnanceur :** L'ordonnanceur choisit en fonction d'un algorithme implémenté, une file d'attente à servir et envoie un signal au générateur de paquet de contrôle.

**Le générateur (de paquets de contrôle) :** Le générateur de paquet de contrôle construit le paquet de contrôle avec les informations nécessaires pour la réservation des ressources. Il insère ensuite le paquet de contrôle dans un canal de contrôle disponible.

### 3.2.2 Les noeuds internes

Le routeur interne effectue quatre tâches principales :

- traite les paquets de contrôle
- réserve les ressources pour le paquet de contrôle et sa rafale correspondante; si possible, introduit les délais grâce aux lignes à retard afin de résoudre les contentions
- route la rafale et son paquet de contrôle.

Un routeur interne (Figure 3.3) est essentiellement constitué de fibres à retard (FDL, fibre Delay Line), un brasseur optique (Matrice de commutation optique), une unité de contrôle contenant les informations de routage et une unité de traitement des paquets de contrôle et de signalisation.

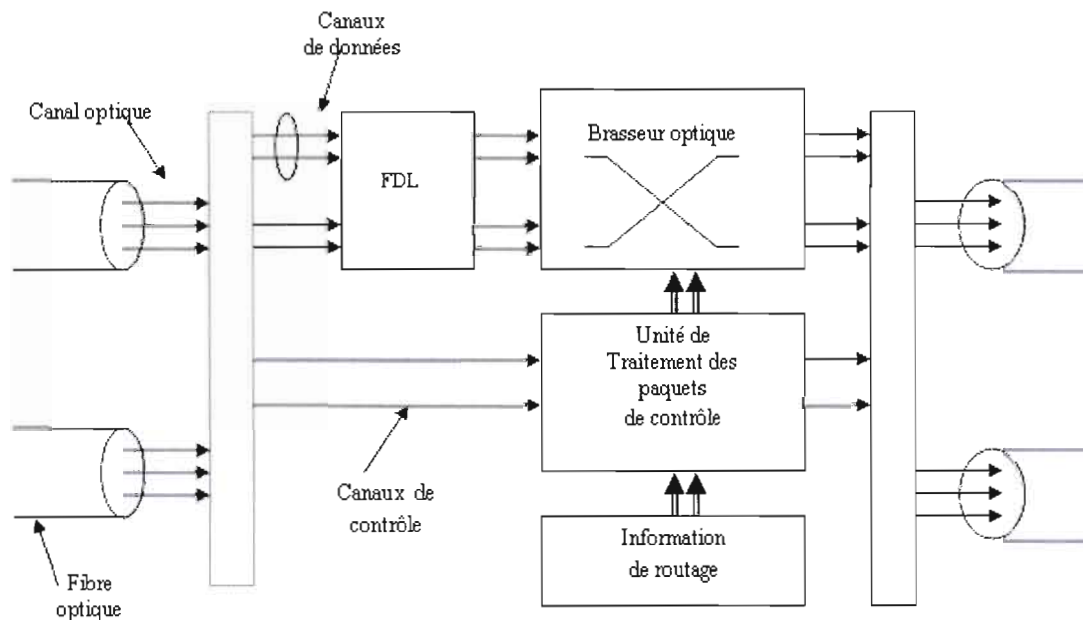


Figure 3.3: Architecture générale d'un nœud interne

**Les lignes à retard (FDL, Fiber Delay line) :** Les lignes à retard permettent de retarder les rafales en contention ou celles qui ont rattrapé leurs paquets de contrôle, pendant que ceux-ci sont traités.

**L'unité de traitement des paquets de contrôle (unité de contrôle du commutateur) :** A la réception du paquet de contrôle, celui-ci est converti dans le domaine électronique afin de fournir au module de réservation de canaux, les informations sur la rafale. L'unité de traitement extrait et consulte les informations de routage. Une fois l'algorithme de routage terminé, le temps séparant le paquet de contrôle de sa rafale correspondante est décrémenté, le paquet de contrôle mis à jour avec le nouveau « *offset-time* », reconverti en signal lumineux et transmis sur le port choisi. De plus, grâce aux informations de routage, l'unité de traitement déclenche la configuration du brasseur optique à l'arrivée de la rafale.

**Le brasseur optique (matrice de commutation optique) :** Le brasseur optique est constitué de ports optiques d'entrée et de sortie. Il est programmé pour relier un port d'entrée à un port de sortie pendant la durée de la rafale (temps de passage de la rafale). La configuration des canaux réservés est mise à jour par l'information de routage.

**L'information de routage :** Les informations extraites des paquets de contrôle permettent de réserver les ressources pour un intervalle de temps donné. Ces informations sur les ressources réservées (port d'entrée, port de sortie, temps d'arrivée et durée de transmission) sont stockées dans une table de routage et utilisées pour déclencher la configuration du brasseur optique.

### 3.3. Construction des rafales

La construction des rafales consiste à rassembler les paquets de données qui arrivent au nœud d'entrée en de gros paquets. Les méthodes de construction des rafales les plus courantes sont celles basées sur le temps de construction et celles basées sur la taille des rafales. Des variantes formées d'une combinaison des critères de construction de ces algorithmes ont été proposées et offrent de meilleures performances.

Dans les trois paragraphes suivants, nous allons décrire les trois techniques fondamentales de construction des rafales.

#### 3.3.1 Mécanisme basé sur la taille

Ce mécanisme consiste à associer à chaque assembleur  $i$  (voire Figure 3.2) un paramètre  $T_i$  constituant la taille en (octet) de la rafale à construire (Luo *et al.*, 2003) (Vokkarane, Haridoss et Jue, 2002). A chaque réception d'un paquet, l'assembleur met à jour la taille de la rafale en construction. Cette valeur qui, vaut zéro avant l'arrivée du premier paquet est incrémentée de la taille du paquet reçu. Lorsque cette valeur atteint la valeur  $T_i$ , la rafale est construite et envoyée dans la file d'attente associée à l'assembleur et sera prise en charge par l'ordonnanceur.

Dans les réseaux avec des paquets à taille variable, il peut arriver que l'ajout de la taille du dernier paquet constituant la rafale dépasse la valeur de  $T_i$ . (Rajaduray, Ovadia et Blumentha,

2004) propose des conditions qui permettent soit d'associer le dernier paquet avec la rafale en construction, soit de le garder pour la construction de la prochaine rafale. La construction des rafales basée sur la taille est très utile dans les mécanisme de prédiction du trafic (Morató *et al.*, 2001) ou dans le cas de la signalisation JET.

Ce mécanisme n'est pas adapté aux applications à temps réel, car ne possède aucune garantie de délai. Si la charge du trafic est faible, la durée de la construction de la rafale peut être très longue et dans le cas d'utilisation du protocole TCP, causer des retransmissions pas nécessaires qui utilisent inutilement les ressources. Par contre, si la charge du trafic est élevée, les rafales sont construites très rapidement.

### 3.3.2 Mécanisme basé sur le temps

Dans cette technique, le paramètre  $D_i$  associé à chaque assembleur est la durée de construction (Luo *et al.*, 2003). Cette valeur est très souvent calculée en fonction du délai toléré par les applications concernées. Un minuteur initialisé à la valeur  $D_i$  est selon les mécanismes, déclenché soit à l'arrivée d'un premier paquet dans l'assembleur, soit dès qu'une rafale est construite (Liu et Ansari, 2004). A l'expiration du minuteur, l'assembleur construit une rafale constituée des paquets accumulés.

Cette technique respecte les délais de bout en bout. Mais lorsque la charge du trafic est élevée, les rafales construites sont très larges.

### 3.3.3 Mécanisme hybride

La méthode basée sur le temps et celle basée sur la taille sont toutes deux très rigides dans la mesure où elles ne prennent pas en compte la nature courante du trafic et donc ne s'y adaptent pas. Pour les charges de trafic élevées, la taille maximale des rafales est atteinte très rapidement et entraîne la création de plusieurs rafales avec des inter arrivées infiniment petites. Pour les charges faibles, le temps de construction des rafales expire très rapidement, et peut entraîner la construction des rafales de très petites tailles. Ces problèmes peuvent être surmontés en utilisant des mécanismes à paramètres hybrides. Les mécanismes hybrides basiques (Vokkarane et Jue, 2003) permettent d'associer à l'assembleur un paramètre taille et un paramètre temps ; le premier paramètre qui atteint la valeur fixée déclenche la

construction de la rafale. Plusieurs variantes de mécanismes hybrides ont été proposées. Il existe une méthode très courante dans laquelle la taille minimale des rafales permet de minimiser le nombre de rafales construites, et le temps maximal de construction permet de limiter le temps d'attente des paquets dans l'assembleur (Cao *et al.*, 2002) (Kantarci, Oktug et Atmaca, 2005) (Rajaduray, Ovadia et Blumentha, 2004). Une autre variante des mécanismes hybrides (Chi *et al.*, 2005) propose comme paramètre à fixer le produit de la taille et le temps de construction de la rafale.

### 3.4 Signalisation dans les réseaux OBS

#### 3.4.1 Catégorisation des protocoles de signalisation

La signalisation est le mécanisme utilisé pour allouer les ressources et configurer les commutateurs. Les techniques de signalisation peuvent être classifiées en plusieurs catégories (Jue et Vokkarane, 2004) (Teng et Rouskas, 2003).

**Réservation des ressources en un sens ou deux sens:** Dans la réservation en un sens, la rafale suit le paquet de contrôle sans attendre d'acquittement. Il y a perte de paquet si la ressource n'est pas disponible, mais le délai de bout en bout est minimisé. Ce type de réservation est idéal pour les applications sensibles au délai. Avec la réservation en deux sens, la rafale est envoyée après réception de l'acquittement de réservation. Dans ce cas, les pertes sont minimisées mais les délais de bout en bout sont plus longs.

**Réservation immédiate ou retardée :** Avec une réservation immédiate, la réservation est faite immédiatement au moment où le paquet de contrôle arrive sur le nœud ; elle entraîne une mauvaise utilisation de la bande passante. De plus, si aucune ressource ne peut être réservée en ce moment, le paquet de contrôle est rejeté. Avec la réservation retardée, la réservation est faite pour le moment où le premier bit de la rafale arrive sur le nœud. Le paquet de contrôle est rejeté si aucune ressource ne peut être réservée à l'arrivée de la rafale. Cette méthode présente une meilleure utilisation des ressources mais sa complexité (le paquet

de contrôle doit connaître le temps exact le séparant de la rafale) rend difficile son intégration dans les réseaux.

**Fin de réservation implicite ou explicite :** Après le passage de la rafale, les ressources doivent être libérées et allouées aux autres rafales. La libération peut se faire de manière implicite ou explicite. Avec la libération explicite, un paquet de contrôle est envoyé après la rafale pour mettre fin à la réservation. Cette technique conduit à mauvaise utilisation de la bande passante (le temps entre la fin de la rafale et l'arrivée du paquet est inutilisé, tout comme les ressources sont utilisées pour transmettre le paquet supplémentaire). Si le paquet de libération n'est pas reçu, la ressource restera non disponible pour une autre utilisation. Quant à la libération implicite, les ressources sont libérées juste après le passage de la rafale. Cette technique optimise l'utilisation des ressources mais présente une complexité due aux informations additionnelles que doit porter le paquet de contrôle (moment de libération). Dépendant des techniques de réservation de la bande passante, du calcul de l'« *offset-time* » et des enjeux dans les réseaux, différents protocoles de signalisation peuvent être employés dans les réseaux optiques. Chaque protocole emploie une combinaison des catégories sus citées.

### 3.4.2 TAG : Tell And GO

La technique TAG (Figure 3.4) emploie la réservation immédiate et la libération explicite (Qiao et Yoo, 1999) (Qiao et Yoo, 2000). La rafale est transmise sur le canal des données immédiatement après la transmission du paquet de contrôle sur un canal de contrôle. Le paquet de contrôle réserve la ligne à retard à chaque nœud intermédiaire. La rafale est retardée par les FDLs pendant que le paquet de contrôle réserve la longueur d'onde et ensuite transmise sur la longueur d'onde réservée. Cette méthode est pratique quand le temps de traitement du paquet de contrôle et le temps de configuration du commutateur sont négligeables, mais elle est très favorable aux pertes. Puisque les FDLs sont chères et ne peuvent retarder la rafale que pour des courts instants, la rafale peut être rejetée avant que la ressource ne soit réservée par le paquet de contrôle.



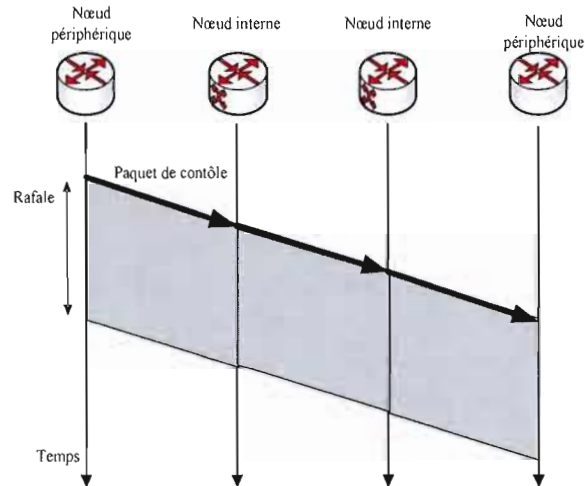


Figure 3.4: Tell and Go (TAG)

#### 3.4.4 JIT (Just-IN-Time)

La technique JIT (Figure 3.5) utilise également la réservation immédiate, mais une fin de réservation implicite (Wei et McFarland, 2000). La réservation est faite dès la fin du traitement du paquet de contrôle. La rafale est transmise après un temps supérieur au temps de traitement du paquet de contrôle. Contrairement à TAG, la nécessité de stocker la rafale dans les FDLs est éliminée en insérant un intervalle de temps (« *offset-time* ») entre la rafale et son paquet de contrôle. Comme la bande passante est réservée immédiatement après le traitement du paquet de contrôle, elle va rester inexploitée dès la réservation jusqu'à l'arrivée du premier bit de la rafale.

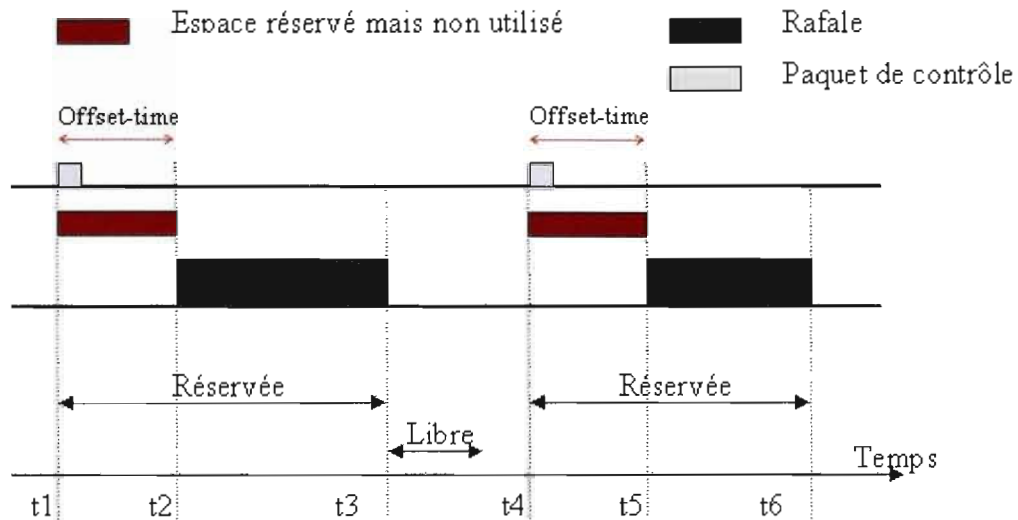


Figure 3.5: Just In Time (JIT)

#### 3.4.5 JET (Just-Enough-Time)

La technique JET (Figure 3.6) qui est basée sur TAG (Yao et Qiao, 1997), emploie la réservation retardée et la libération implicite. Le paquet de contrôle, qui doit porter la taille exacte de la rafale, réserve la bande passante pour une durée qui débute à l'arrivée du premier bit de la rafale et se termine à la fin de sa transmission. Ceci élimine le temps d'inutilisation de la ressource réservée qui constitue la principale différence entre JET et JIT (Teng et Rouskas, 2003). Tout comme JIT, la ressource est libérée immédiatement après la transmission du dernier bit de la rafale. Du fait qu'elle réduit les délais de bout en bout et accroît le taux d'utilisation des liens, la technique de signalisation JET a reçu plus d'attention que ces pairs.

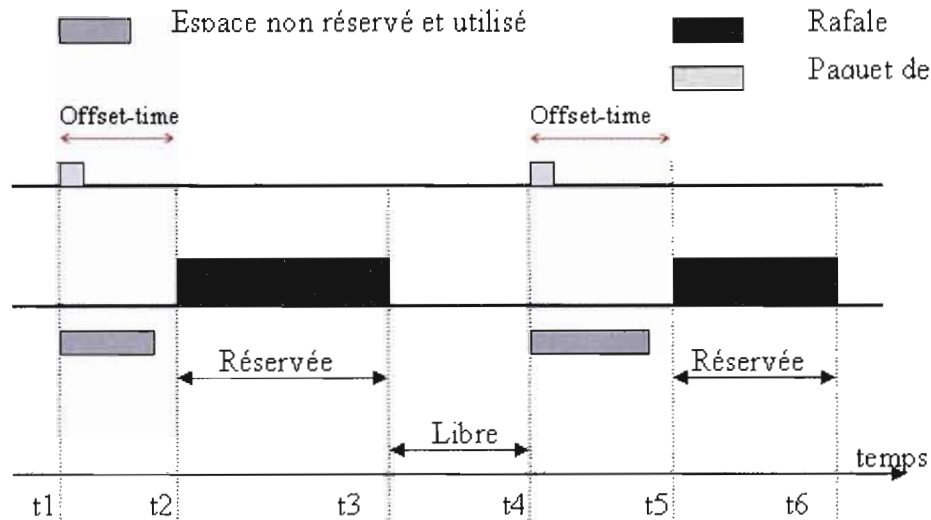


Figure 3.6: Just Enough Time (JET)

### 3.5 Ordonnancement

Les algorithmes d'ordonnancement s'occupent de l'allocation des longueurs d'onde aux rafales. Pour chaque rafale, l'ordonnanceur choisit la longueur d'onde (ou canal) qui a suffisamment d'espace libre pour accueillir la rafale entière.

L'algorithme le plus courant est LAUC (Latest-Available-Unscheduled-Channel). L'ordonnanceur maintient une table constituée du temps le plus rapproché auquel chaque longueur d'onde est réservée. Il choisit pour une nouvelle rafale la longueur d'onde disponible et ayant le temps réservé le plus rapproché.

Le problème avec LAUC réside dans le fait qu'il choisit les longueurs d'onde sans se préoccuper de l'utilisation efficace de la bande passante. Il existe une variante de LAUC appelée LAUC-VF (Latest-Available-Unused-Channel with Void-Filling) (Xiong, 2000). L'idée est d'insérer les rafales dans les espaces libres afin que la bande passante soit utilisée de façon plus efficace.

### 3.6 Contention

On parle de contention lorsque deux ou plusieurs rafales veulent sortir du commutateur par le même port, sur la même longueur d'onde et au même moment (Yao *et al.*, 2003).

Les techniques courantes de résolution de contention les plus utilisées sont : la mise en mémoire tampon, la déflexion, la conversion de longueur d'onde et la segmentation (Gauger, Scharf et Kohn, 2004).

#### 3.6.1 Mise en mémoire tampon

Elle consiste à se servir des lignes à retard (FDL, fiber delay line) pour introduire un délai à une des rafales en contention. Les lignes à retard sont des liens formant des boucles. Un tampon optique de  $N$  rafales peut être implémenté en utilisant  $N$  lignes à retard. L'utilisation de cette technique est très limitée à cause de ses multiples inconvénients. Notons le risque de détérioration de la qualité du signal et la limite en termes d'espace physique (200 km de fibre pour retarder une rafale pendant 1ms). De plus, ces lignes à retard coûtent très chers et ne peuvent retarder les rafales que pour des courts délais.

#### 3.6.2 Conversion de longueurs d'onde

Avec la conversion de longueurs d'onde, les paquets optiques en contention sur une même longueur d'onde peuvent être transmis sur des longueurs d'onde différentes. La conversion de longueurs d'onde est une méthode qui a un potentiel car le nombre de longueurs d'onde dans une seule fibre ne cesse d'augmenter.

#### 3.6.3 Routage par déflexion

Le routage par déflexion consiste à router une rafale vers un port de sortie (fibre optique) libre autre que celui prévu. La rafale ainsi routée prend un chemin plus long que

prévu, ce qui augmente le délai et peut conduire à une détérioration de la qualité du signal. L'« *offset-time* » peut devenir insuffisant et causer la perte de la rafale ou bien au pire des cas, la rafale peut boucler indéfiniment dans le réseau, et causer des congestions.

#### 3.6.4 Segmentation

Lorsque la résolution des contentions ne peut être faite par les méthodes précédemment présentées, la segmentation est employée. Elle consiste à ne rejeter que la partie de la rafale en contention. Dans un réseau qui implémente la segmentation, les rafales sont partitionnées en segments (chaque segment contient un entête et des données). Elle est pratique pour les applications à temps réel qui tolèrent les pertes.

## CHAPITRE IV

### NOUVELLE APPROCHE DE REDUCTION DES PERTES

#### 4.1 Introduction

Comme dans les réseaux à commutation de paquet, la perte des données peut survenir à l'intérieur des réseaux OBS. Cette perte affecte grandement les performances des réseaux OBS. Chaque rafale rejetée conduit à un gaspillage de la bande passante utilisée par elle de la source jusqu'au nœud où survient le rejet. De plus, lorsqu'une rafale est rejetée, elle doit être retransmise (par exemple dans le cas d'utilisation du protocole TCP), ceci accroît le délai de bout en bout et réduit le débit du réseau. Pour ces raisons, la réduction du taux de perte est un enjeu crucial dans la conception des réseaux OBS. Plusieurs techniques de réduction des pertes ont été proposées dans la littérature. Certaines sont logicielles et intégrées dans les mécanismes de construction des rafales (Kantarci et Oktug, 2006), ou encore dans les mécanismes de routage tel que la déflexion (Chen *et al.*, 2003) et la segmentation des rafales (Maach et Bochmann, 2002). D'autres sont intégrées dans le matériel tel que la mise en mémoire (utilisation des FDLs) ou la conversion de longueurs d'onde (Turner, 1999).

Toutes ces méthodes réduisent les contentions mais restent très sensibles à la charge du trafic. Il est démontré dans (Cameron, 2005) que le taux de perte reste très élevé même pour des charges faibles et un grand nombre de longueurs d'onde. Ceci signifie que les performances des réseaux OBS ne dépendent pas seulement de la charge du trafic entrant. Ce constat nous pousse à nous retourner vers une autre approche de réduction des pertes qui n'a pas bénéficié de beaucoup d'attention.

Dans la section suivante, nous allons montrer que les canaux de contrôle ont une part de responsabilité dans la perte de paquets.

#### 4.2 Influence des canaux de contrôle sur le taux de pertes

Les réseaux OBS sont basés sur une politique de séparation entre les canaux de transport de l'information utile (canaux de données) et les canaux de transport de l'information de routage (canaux de contrôle). A chaque nœud du réseau où transite un paquet de contrôle, celui-ci subit une conversion optoélectronique et est stocké dans un tampon électronique. Le paquet est ensuite traité afin de réserver le canal de données par lequel la rafale qui lui est associée sera routée. Après un délai appelé « *offset-time* » séparant la rafale du paquet de contrôle, celle-ci est transmise à partir du nœud périphérique d'entrée et routée à travers les canaux réservés. Une rafale ne peut être transmise que si son paquet de contrôle correspondant a été traité. En effet, lorsque la rafale arrive à chaque nœud, elle vérifie si une ressource a été réservée pour elle. Elle est transmise si une longueur d'onde de sortie est disponible pour elle, si non elle est rejetée. Un paquet de contrôle non traité peut être la conséquence de deux problèmes principaux : la contention entre les paquets de contrôle ou la congestion dans les canaux de contrôle (Choi, Choi et Kang, 2005).

##### 4.2.1 Congestion dans les canaux de contrôle

A chaque nœud intermédiaire dans les réseaux OBS, se trouve une unité de traitement (UT) des paquets de contrôle. Cette unité de traitement dispose des tampons électroniques qui lui permettent de stocker les paquets de contrôle convertis en format électronique, et en attente de traitement. Le temps passé par un paquet de contrôle dépend de la vitesse de traitement de l'UT et de la charge du trafic dans les canaux de contrôle. Comme tout système possédant un tampon, une surcharge des canaux de contrôle peut causer la congestion au niveau de l'UT. Si le temps mis par le paquet de contrôle dans l'UT est supérieur à l' « *offset-time* », la rafale correspondante va arriver au nœud en question avant que le paquet de contrôle ne soit traité (Figure 4.1). Cette situation est connue sous le nom de « *early arrival problème* » (Callegati *et al.*, 1999) (Hwang, Ryou et Park, 2005) ou problème d'arrivée prématurée. Ce problème peut être résolu de diverses manières:

- en améliorant le temps de traitement des paquets de contrôle (Rodrigues, Freire et Lorenz, 2006)
- en ajustant l'« *offset-time* » (Hwang, Ryou et Park, 2005)
- en choisissant l'« *offset-time* » de façon dynamique en fonction de la charge des canaux de contrôle (Hwang, Lee et Park, 2006), ou encore en utilisant des algorithmes qui permettent à l'ordonnanceur de donner la priorité aux paquets de contrôle qui ont le plus petit « *offset-time* » résiduel (Kim *et al.*, 2002) (Kim, Choi et Kang, 2004).

Ces techniques permettent d'augmenter le nombre de paquets de contrôle traités avant l'arrivée des rafales qui leur sont associées, mais la surcharge des canaux de contrôle demeure un grand problème. Plus l'« *offset-time* » est grand, plus les rafales sont retardées, provoquant non seulement un délai élevé des données mais aussi une sous utilisation des canaux de données.

Etant donné un nombre fixé de canaux sur un lien, un choix optimal de la proportion canaux de contrôle (CC) / canaux de données (CD) en fonction de la charge du trafic contribue à la réduction de la congestion. Un bon choix du nombre de canaux de contrôle permet d'augmenter le taux de service des paquets de contrôle sans nécessairement accroître le délai des paquets. Les simulations faites au chapitre 5, section 5.2 confirment cette idée.



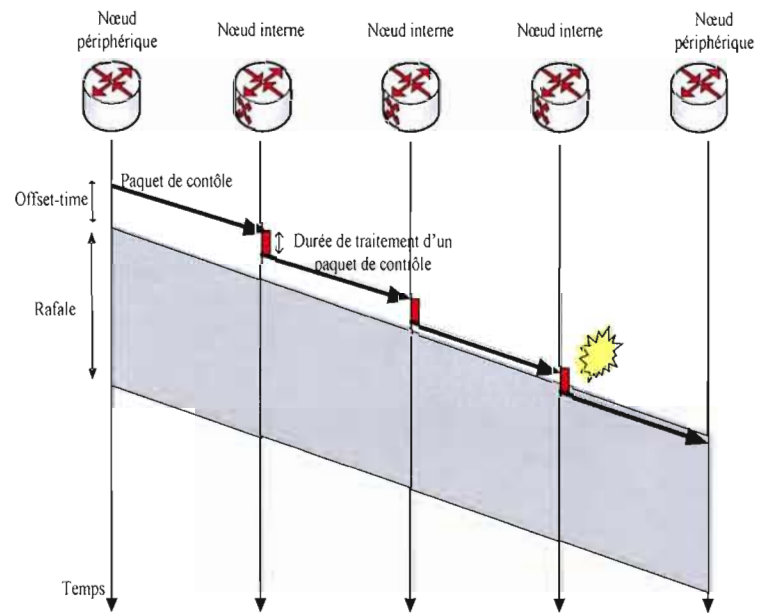


Figure 4.1: Un paquet de contrôle rattrapé par la rafale

#### 4.2.2 Contention sur les canaux de contrôle.

Comme dans le cas des rafales, la contention peut survenir lorsque deux paquets de contrôle veulent emprunter la même longueur d'onde sur la même fibre au même moment. Les techniques de résolution des contentions sur les canaux de données peuvent aussi s'appliquer dans ce cas. Dans la prochaine section, nous allons proposer une technique qui emploie la gestion des canaux de contrôle pour réduire les contentions entre canaux de contrôle.

### 4.3 Mécanisme de construction des rafales

#### 4.3.1 Introduction

Les politiques de construction des rafales affectent les caractéristiques du trafic entrant dans les réseaux OBS (Liu et Ansari, 2004) (Chen, Qiao et Yu, 2004) (Kantarci, Oktug et Atmaca, 2005) (Detti et Listanti, 2002).

Les mécanismes hybrides de construction de rafales traditionnelle (MT), consiste à fixer une combinaison de paramètres (taille et durée) de construction des rafales. Une fois un de ces paramètres atteint, la rafale est construite et stockée dans une file d'attente. Elle est ensuite envoyée dans le réseau en fonction du mécanisme implémenté par l'ordonnanceur.

Etant donné  $N_{cc}$  canaux de contrôle, un maximum de  $N_{cc}$  paquets de contrôle peuvent être transmis au même moment. Dans un réseau disposant de plus de  $N_{cc}$  assembleurs, que se passe-t-il si plus de  $N_{cc}$  paquets de contrôle sont générés au même moment? Les mécanismes traditionnels très souvent se soucient seulement de la charge du trafic entrant et changent les paramètres de construction en fonction de celle-ci. Lorsque le paquet de contrôle ne peut être transmis parce qu'il y a contention, il est rejeté. Pour améliorer ces mécanismes, nous proposons un nouvel mécanisme de construction des rafales basé sur la disponibilité des canaux de contrôle (MDC). MDC consiste à fixer la durée maximale de construction et à varier de façon dynamique la taille des rafales en fonction de la charge du canal de contrôle. L'enjeu de MDC est de trouver un juste milieu entre réduire le taux de perte et garder le délai d'assemblage dans une limite acceptable.

#### 4.3.2 Mécanisme hybride Traditionnel

Plusieurs variantes du mécanisme hybride ont été présentées dans la littérature. Il a été démontré que ces mécanismes offrent de meilleures performances que celles basées sur un seul paramètre. La variante qui nous intéresse dans notre travail est celle présentée par Cao et ses collaborateurs (Cao *et al.*, 2002). Dans cet algorithme (Table 4.1 et Table 4.2) une valeur minimale de la taille des rafales et un temps maximal d'assemblage sont fixés. Ce mécanisme est semblable au mécanisme « Fixed Length Threshold-Based with Time Limitation » présenté dans (Uengsakul et Erke, 2004). Comparé à d'autres mécanismes,

celui-ci offre un taux de perte dans la moyenne et la plus petite durée de construction des rafales.

#### 4.3.3 Mécanisme d'assemblage basé sur la disponibilité des canaux de contrôle

Pour décrire MDC, nous introduisons en premier des notations (Table 4.1) pour simplifier notre description. Nous nous plaçons un contexte selon lequel chaque nœud périphérique possède un assembleur pour chaque classe de paquet (Figure 4.2).

La taille de la rafale affecte le nombre de contention et le taux moyen de perte par contention. Les rafales de grande taille réduisent le nombre de rafales envoyées dans le réseau et ainsi, le nombre de contention. Toutefois, lorsque survient une contention, le nombre de paquets perdus par contention est très élevé. De l'autre côté, la génération des rafales de petite taille augmente le nombre de paquets dans le réseau et provoque ainsi un nombre élevé de contentions. Ainsi, se pose le problème de compromis entre le nombre de contentions et le nombre moyen de paquets perdus par contention. La taille ne devrait pas être ni trop petite ni trop grande. Pour cette raison, nous fixons une taille minimale de rafale  $L_{\min}$ . La rafale ne peut être maintenue indéfiniment en construction. Un temps de construction assez long accroît le délai de bout en bout et provoque des retransmissions qui dégradent les performances. Pour limiter le délai moyen des paquets et la taille maximale des rafales construites, nous fixons un temps maximum d'assemblage  $T_{\max}$ .

Dans le mécanisme MDC, nous partons du principe que le bon choix du nombre  $N_{cc}$  des canaux de contrôle est fait de sorte à réduire la congestion dans les canaux de contrôle. De plus, un maximum de  $N_{cc}$  paquets de contrôle peuvent être transmis à la fois. Avant la construction d'une rafale, nous vérifions si son paquet de contrôle peut être transmis (canal de contrôle disponible). S'il existe un canal de contrôle disponible, la rafale est construite et son paquet de contrôle envoyé à l'ordonnanceur. Sinon, les nouveaux paquets sont ajoutés à la rafale en attendant le prochain canal disponible. Le nombre de canaux de contrôle est décrémenté lorsque un paquet de contrôle est transmis et incrémenté à la fin du traitement d'un paquet de contrôle. Lorsque le temps maximal d'assemblage est atteint, la rafale est construite sans aucune vérification. L'algorithme est illustré dans la table (Table 4.3) et le diagramme de décision est présenté par la figure (Figure 4.2).

Table 4.1: Notation pour les algorithmes

Terme	Explication
$i$	Assembleur des paquets ayant la destination $i$
$T_i$	Valeur du minuteur associée à l'assembleur $i$ . $T_i$ est déclenchée lorsque le premier paquet arrive dans l'assembleur $i$
$L_i$	Longueur de la rafale en construction associée à l'assembleur $i$
$K$	Nombre de longueurs d'onde destinées aux canaux de contrôle
$L_{\min}$	Longueur minimale des rafales
$T_{\max}$	Durée maximale de construction des rafales
$P_{k\_length}$	Longueur des paquets entrant
$T_{\text{proc}}$	Temps de traitement des paquets de contrôle. Temps après lequel le canal de contrôle occupé est marqué comme libre

Table 4.2: Algorithme MT

<b>Initialisation</b>
Initialiser deux variables pour enregistrer le temps d'assemblage de la rafale ( $T_i$ ) et la longueur de la rafale ( $L_i$ )
$T_i = 0$ ; $L_i = 0$ ;
<b>Evènement: Un paquet de longueur <math>P_{k\_length}</math> destiné au nœud <math>i</math> arrive au nœud d'accès</b>
Envoyer le paquet dans l'assembleur $i$ correspondant
Si (c'est le premier paquet dans l'assembleur $i$ ) alors
Déclencher le minuteur
Finsi
$L_i = L_i + P_{k\_length}$ ;
<b>Evènement: Longueur minimale de la rafale atteinte (<math>L_i = L_{min}</math>) ou expiration du minuteur (<math>T_i = T_{max}</math>)</b>
Encapsuler les paquets contenus dans l'assembleur et construire la rafale. Générer le paquet de contrôle et l'envoyer sur le canal de contrôle disponible.
Finsi

Table 4.3: Algorithme MDC

<b>Initialisation</b>
Initialiser trois variables pour enregistrer le temps de traitement du paquet de contrôle, le temps d'assemblage de la rafale ( $T_i$ ) et la longueur de la rafale ( $L_i$ )
$T_{proc} = 0$ ; $T_i = 0$ ; $L_i = 0$ ;
$K$ = Nombre de canaux de contrôle;
<b>Evènement: Un paquet de longueur <math>P_{k\_length}</math> destiné au nœud <math>i</math> arrive au nœud d'accès</b>
Envoyer le paquet dans l'assembleur $i$ correspondant
Si (c'est le premier paquet dans l'assembleur $i$ ) alors
Déclencher le minuteur
Finsi
$L_i = L_i + P_{k\_length}$ ;
<b>Evènement: Longueur minimale de la rafale atteinte (<math>L_i = L_{min}</math>)</b>
Si ( $K > 0$ ) alors
$K = K - 1$
Déclencher un nouveau minuteur (pour le traitement du paquet de contrôle)
Encapsuler les paquets contenus dans l'assembleur et construire la rafale. Générer le paquet de contrôle et l'envoyer sur le canal de contrôle disponible.
Finsi
<b>Evènement: Le temps <math>T_{proc}</math> est atteint</b>
$K = K + 1$
<b>Evènement: Expiration du minuteur (<math>T_i = T_{max}</math>)</b>
Encapsuler les paquets contenus dans l'assembleur et construire la rafale. Générer le paquet de contrôle et l'envoyer sur le canal de contrôle disponible.

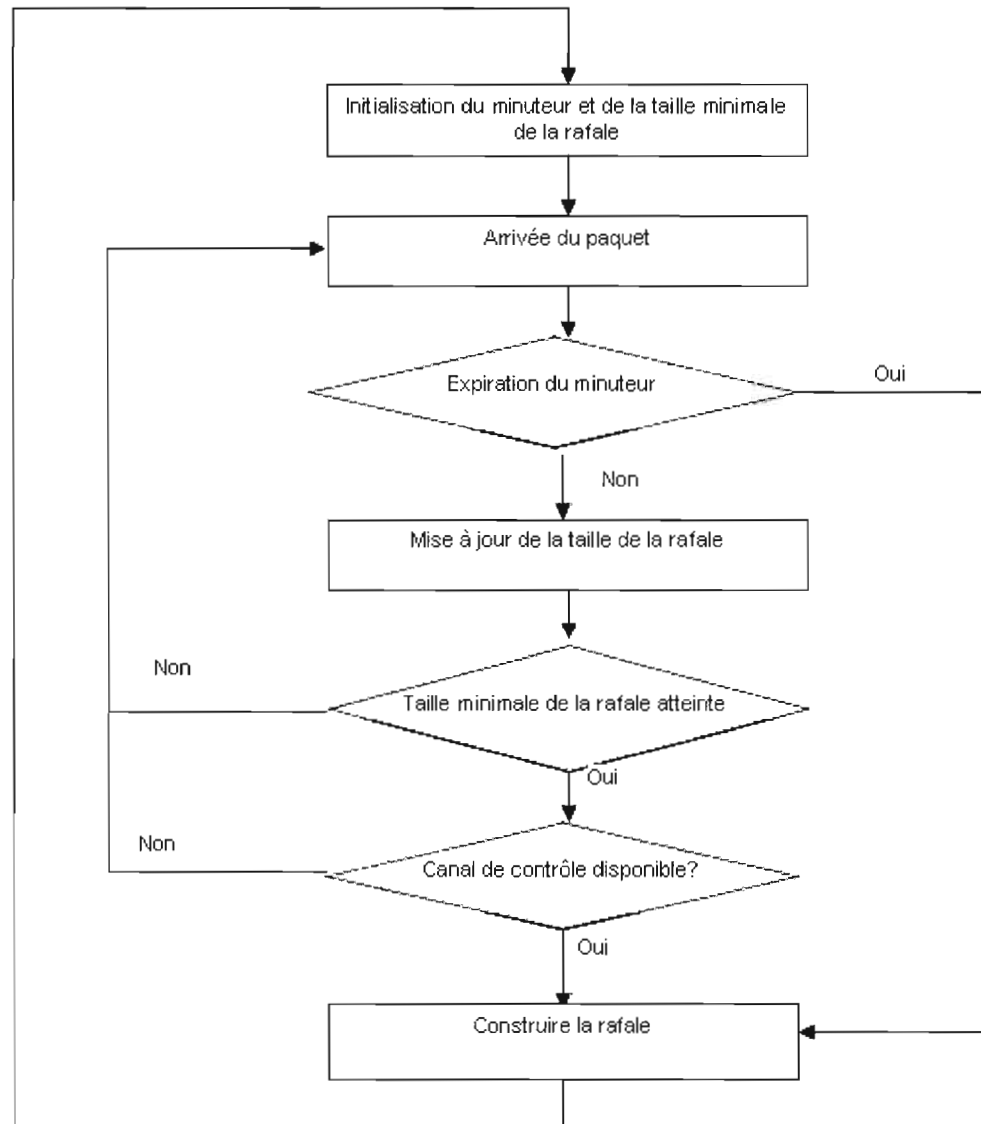


Figure 4.2 : Diagramme de décision de MDC

## CHAPITRE V

### SIMULATIONS ET RESULTATS

#### 5.1 Hypothèses générales

Dans ce chapitre, nous présentons les résultats obtenus après les simulations des propositions faites au chapitre 4. Il s'agit de déterminer le nombre de canaux de contrôle et l'intégration de la gestion des canaux de contrôle dans le mécanisme de construction des rafales. Toutes les simulations ont été conduites dans le simulateur NS2. Afin d'atteindre nos objectifs, le simulateur a été modifié de sorte à intégrer nos algorithmes. Par défaut, toutes les rafales sont routées de façon statique par le chemin le plus court. Au début de chaque simulation, les routes de chaque source à chaque destination sont recalculées et stockées dans une table.

Rappelons le principe de transmission des données dans les réseaux OBS. La rafale ne peut être transmise que si son paquet de contrôle a été traité et les ressources réservées. Après le traitement d'un paquet de contrôle si aucune ressource ne peut être réservée pour la rafale correspondante, le paquet de contrôle est rejeté. Dans les deux cas, la rafale sera rejetée lors de son arrivée au nœud en question.

#### 5.2 Choix du nombre de canaux de contrôle.

##### 5.2.1 Topologies du réseau



Afin d'étudier l'impact de la charge du trafic, nous avons considéré deux topologies de réseau. Le réseau NSFNET (Figure. 5.1) a été utilisé pour simuler les charges faibles. Afin de faciliter les simulations des charges de trafic élevées, la dimension du réseau a été réduite en un réseau simple 1E-2I-8S (Figure. 5.2).

Le réseau NSFNET est constitué de 21 liens et 14 nœuds représentant les nœuds internes. Les distances portées sur les liens (voire Figure.5.1) sont intégrées dans les simulations sous forme de délai de propagation. Pour former un réseau OBS complet, un nœud d'accès est attaché à chaque nœud interne.

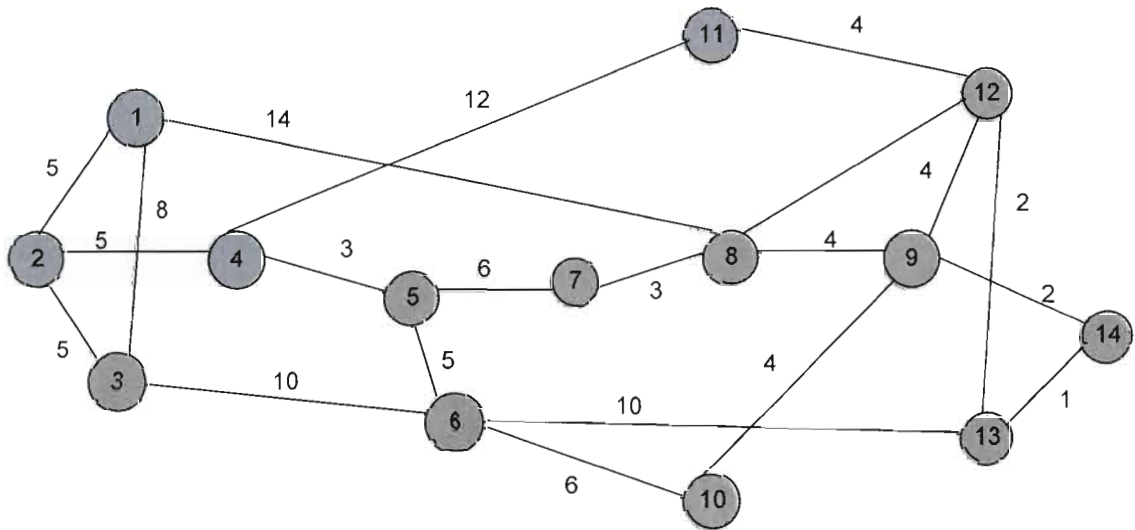


Figure 5.1: Réseau NSFNET

La topologie simple (1E-2I-8S) est constituée d'un nœud d'entrée (E1), deux nœuds internes (I1 et I2) et de huit nœuds de sortie (S1 à S8).

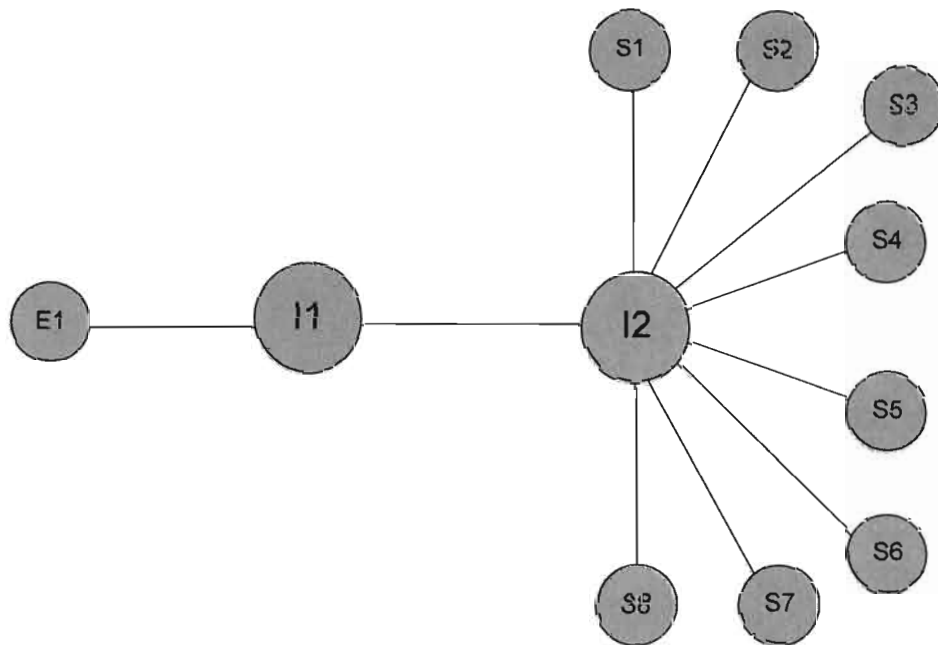


Figure 5.2: Réseau 1E-2I-8S

### 5.2.2 Environnement de simulation

Les simulations ont été conduites avec les hypothèses suivantes:

- Un générateur de trafic FTP est utilisé pour générer le trafic FTP.
- La taille des paquets TCP est fixée à 2000 octets (2KB)
- Le premier paquet excédant la taille de la rafale est inclus dans la rafale
- Le compteur de temps est mis à zéro à l'arrivée d'un premier paquet dans l'assembleur
- Le réseau NSFNET est constitué de 32 canaux par lien et la topologie simple est constituée de 16 canaux par lien.
- Tous les canaux ont la même bande passante: 10Gbps
- Pas d'utilisation de FDL

- Le protocole JET est utilisé pour la signalisation et LAUC est utilisé pour l'ordonnancement

Au début des simulations, nous avons initialisé le nombre de canaux de contrôle à 1, le nombre de canaux de données à 31 pour le réseau NSFNET et 15 pour le réseau 1E-2I-8S. Durant les simulations, nous faisons croître le nombre de canaux de contrôle tandis que le nombre de canaux de données décroît. Les simulations sont répétées pour différentes charges de trafic. Un nombre de connexion TCP est associé à chaque couple nœud d'entrée / nœud de sortie. La charge du réseau est constituée du nombre total de connexion TCP.

### 5.2.3 NSFNET : résultats et analyses

Dans un premier temps, nous nous intéressons à l'impact du nombre de canaux réservés aux paquets de contrôle sur le taux de perte. Le taux de perte de rafale représente le rapport du nombre de rafales perdues sur le nombre de rafales envoyées. La figure 5.3 illustre le taux de perte des rafales dans le réseau NSFNET en fonction du nombre de canaux de contrôle. Les simulations ont été effectuées pour trois charges différentes :  $N_c=20$ ,  $N_c=40$  et  $N_c=60$ ; ou  $N_c$  représente le nombre de connexions TCP pour chaque couple (source, destination). La valeur minimale des rafales est fixée à 50000 octets et le temps maximal d'assemblage à 0,1 ms. Nous observons une diminution du taux de perte jusqu'à la valeur  $N_{cc}=10$  (pour la charge  $N_c=20$ ) et  $N_{cc}=9$  (pour les charges  $N_c=40$  et  $N_c=60$ ). Au delà de ces nombres de canaux de contrôle une croissance du taux de perte est observée. Une explication logique peut être le fait que la congestion dans les canaux de contrôle est réduite jusqu'à l'emploi de 10 canaux de contrôle (pour  $N_c=20$ ) et 9 canaux de contrôle (pour  $N_c=40$  et  $N_c=60$ ). Au delà de ces valeurs le nombre de canaux réservé à la transmission des données n'est plus capable de supporter la charge des données. Les résultats obtenus sont identiques à ceux des pertes des paquets de contrôle (Figure. 5.4). Ce résultat était attendu, vu le principe de transmission des données présentée à la section 5.1.

Il est également observé que pour la charge la plus faible  $N_c=20$  la variation du taux de perte autour de la valeur  $N_{cc}=10$  est minime. Pour la charge  $N_c=60$  la variation est nettement plus importante. Le choix bon choix du nombre de canaux de contrôle est plus critique avec les charges élevées qu'avec les charges faibles. Ceci s'explique aussi par le fait qu'il y a plus de congestion avec les charges élevées.

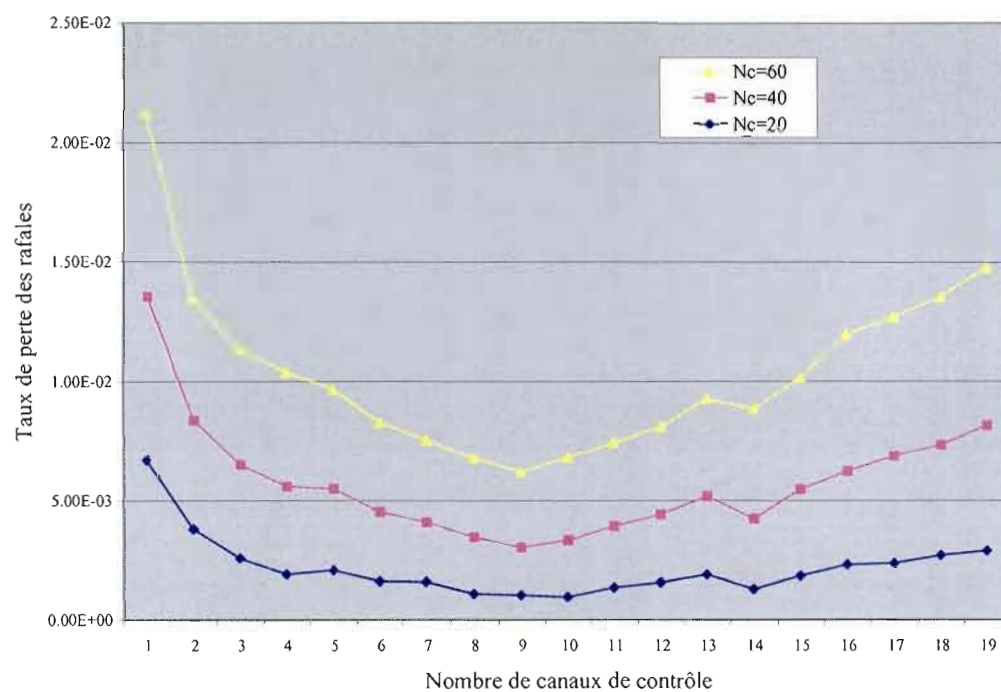


Figure 5.3: NSFNET: Taux de perte des rafales vs. Nombre de canaux de contrôle

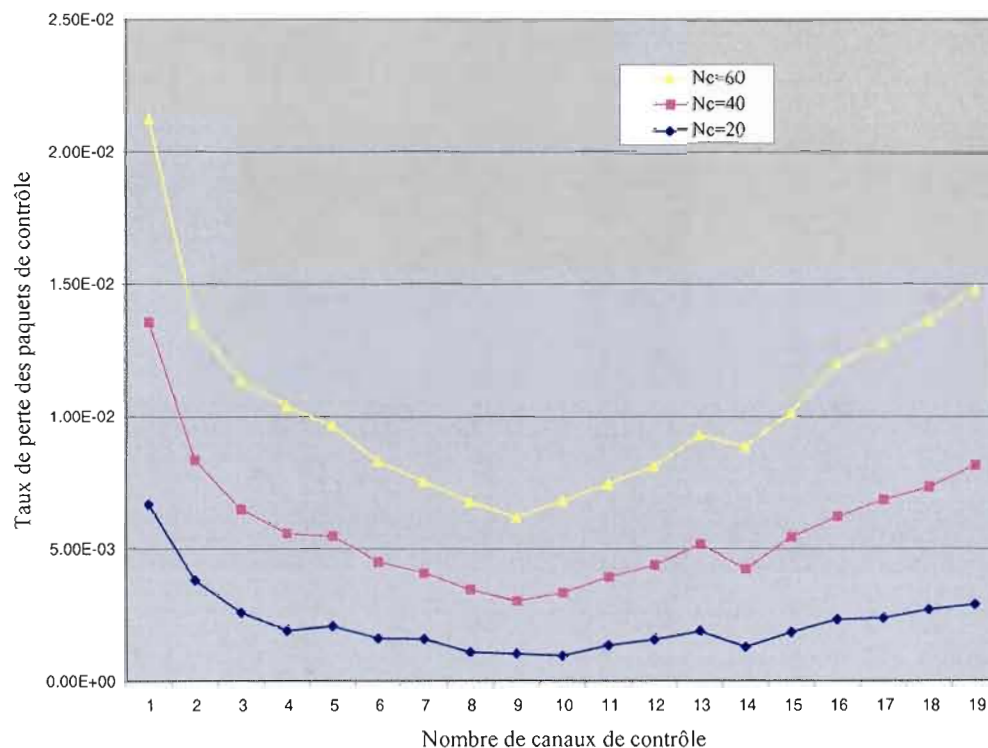


Figure 5.4: NSFNET: Taux de perte des paquets de contrôle vs. Nombre de canaux de contrôle

La figure 5.5 illustre le débit de rafale en fonction du nombre de canaux de contrôle, et ceux pour différents nombres de connexions TCP. Le débit dépend grandement du nombre de connexion TCP et est plus élevé pour les charges plus grandes. Le débit représente le nombre de rafales transmis avec succès par seconde. Comme dans le cas de la perte de rafales,  $N_{cc}=10$  (pour la charge  $N_c=20$ ) et  $N_{cc}=9$  (pour les charges  $N_c=40$  et  $N_c=60$ ) offrent le meilleur débit. Notons également que le débit croît avec l'augmentation du nombre de canaux de contrôle. Au delà des valeurs optimales  $N_{cc}$  du nombre de canaux de contrôle, le débit reste pratiquement constant. Ceci traduit le fait qu'au delà de ces valeurs, le système reste toujours capable de transmettre la quantité de rafales admise pour les valeurs optimales de  $N_{cc}$ . En dessous des valeurs optimales de  $N_{cc}$ , le système transmet très peu de paquets de contrôle et donc très peu de rafale ; ce qui explique le faible débit obtenu.

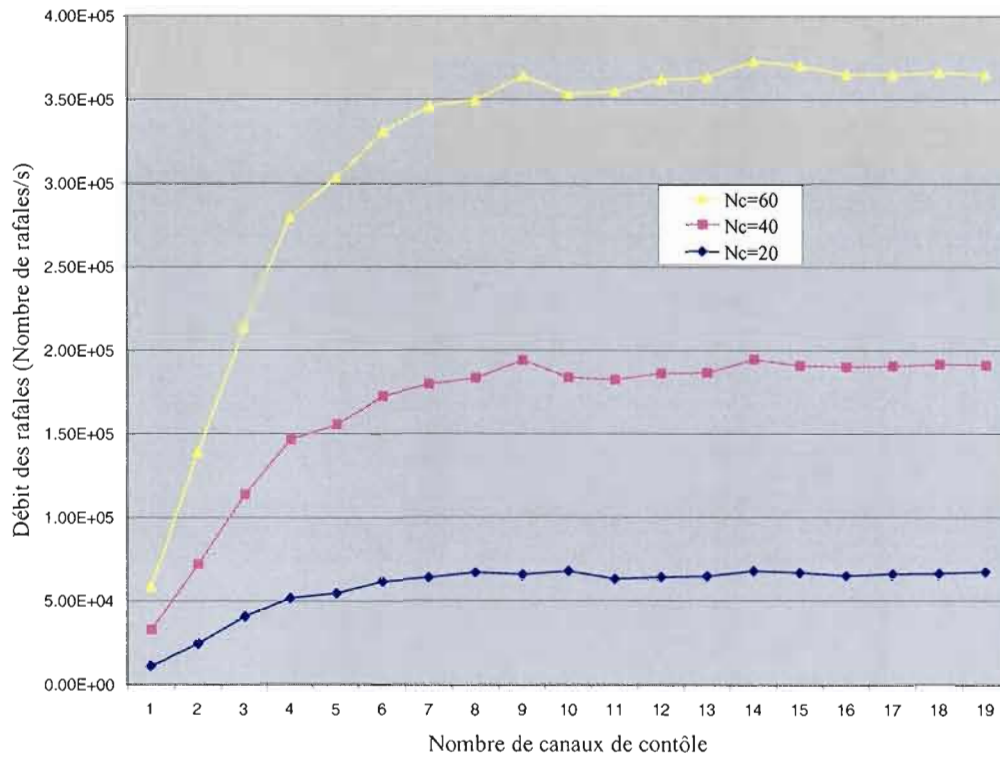


Figure 5.5: Débit des rafales vs. Nombre de canaux de contrôle

La durée moyenne de construction des rafales est présentée dans la figure 5.6. La durée de construction des rafales est plus faible pour les charges élevées ( $N_c=60$ ). La croissance du nombre de canaux de contrôle entraîne une diminution de la durée de construction des rafales jusqu'aux valeurs  $N_{cc}=10$  (pour la charge  $N_c=20$ ) et  $N_{cc}=9$  (pour les charges  $N_c=40$  et  $N_c=60$ ). Tout comme pour le débit, la durée de construction des rafales reste presque constante au delà de ces valeurs. Ceci traduit le fait qu'à partir des valeurs optimales de  $N_{cc}$ , la quantité de données que le système peut absorber est fixe et par conséquent TCP régularise sa fenêtre d'envoi par rapport à cette quantité. De plus, la valeur minimale des rafales est fixe ; ce qui entraîne une durée constante de construction des rafales.

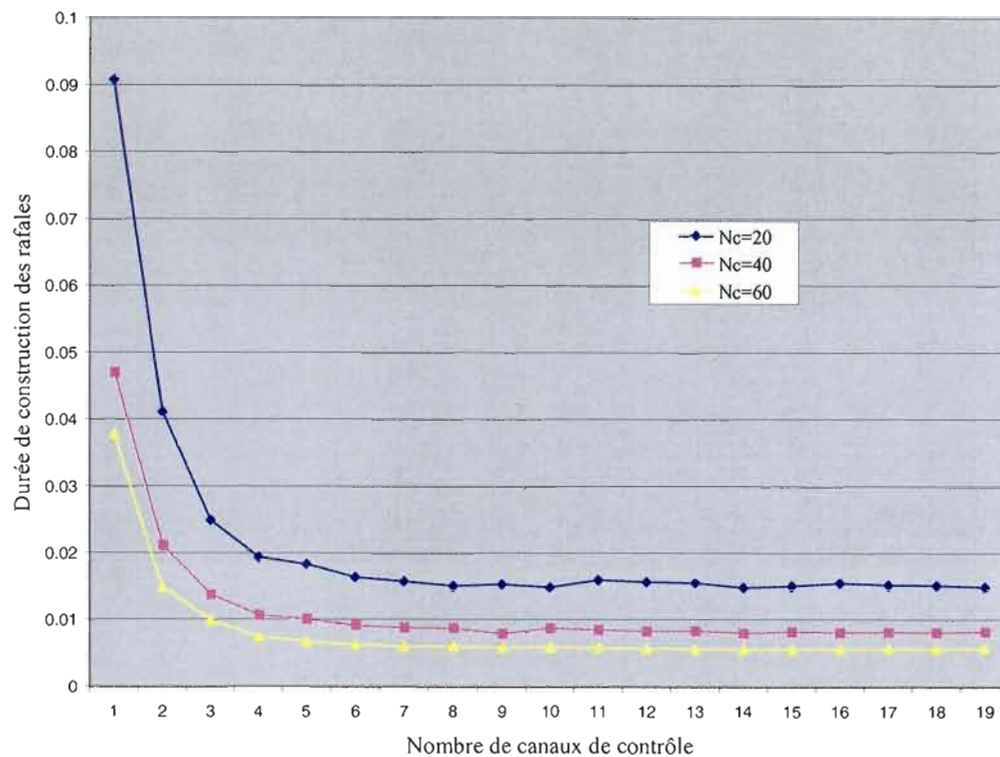


Figure 5.6: Durée de construction de rafales vs. Nombre de canaux de contrôle

La figure Fig. 5.7 présente le taux moyen de perte des paquets en fonction du nombre de canaux de contrôle dans le réseau NSFNET. Le taux de perte des paquets TCP reste proportionnel au taux de perte des rafales. Avec une taille minimale des rafales et une durée de construction des rafales fixées, la taille moyenne des rafales construites s'adapte aux différentes charges. Sous des charges faibles, la taille minimale limite le nombre de rafales qui circulent dans le réseau et donc le nombre de contentions. Sous les charges élevées, la durée de construction des rafales permet de limiter le nombre de paquets qui forment la rafale. Par conséquent, on obtient un compromis entre le nombre moyen de contentions (perte des rafales) et le taux de perte de paquets par contention.

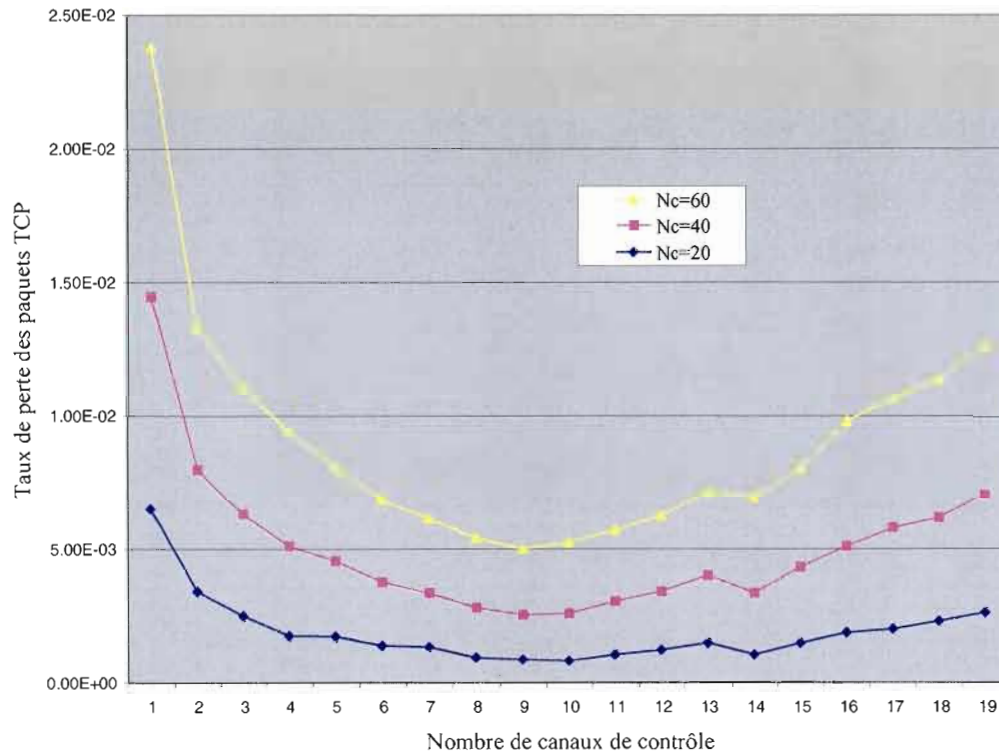


Figure 5.7: NSFNET: Taux de perte des paquets TCP Vs Nombre de canaux de contrôle

#### 5.2.4 1E-2I-8S : résultats et analyses

La simulation a été faite pour trois différentes charges :  $N_c=100$ ,  $N_c=300$  et  $N_c=900$ ; ou  $N_c$  représente le nombre de connexions TCP pour chaque couple (source, destination). Comme pour le cas du réseau NSFNET, le taux de perte des rafales est similaire à celui des paquets de contrôle (Figure 5.8 et Figure 5.9). Afin d'étudier l'impact de la taille minimum des rafales, nous avons également fait la simulation pour  $L_{min} = 50KB$  et  $L_{min} = 100KB$ .

La valeur  $N_{cc} = 4$  est le nombre de canaux de contrôle idéal pour les trois charges et pour les deux valeurs de  $L_{min}$ . Le taux de perte est plus élevé pour les charges fortes. La valeur minimale de la rafale a un impact considérable sur le taux de perte. Pour la même charge de



trafic, le taux de perte obtenu avec  $L_{\min} = 50\text{KB}$  est plus élevé  $L_{\min} = 100\text{KB}$ . Avec  $L_{\min} = 100\text{KB}$ , moins de rafales sont créées qu'avec  $L_{\min} = 50\text{KB}$ ; donc peu de contentions.

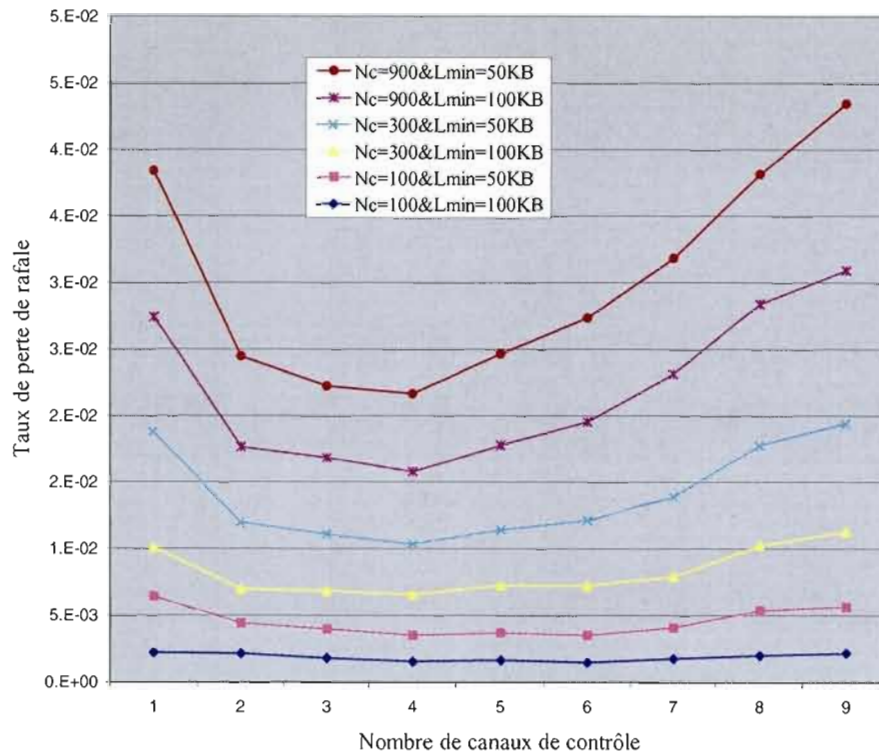


Figure 5.8: 1E-2I-8S : Taux de perte des rafales vs. Nombre de canaux de contrôle

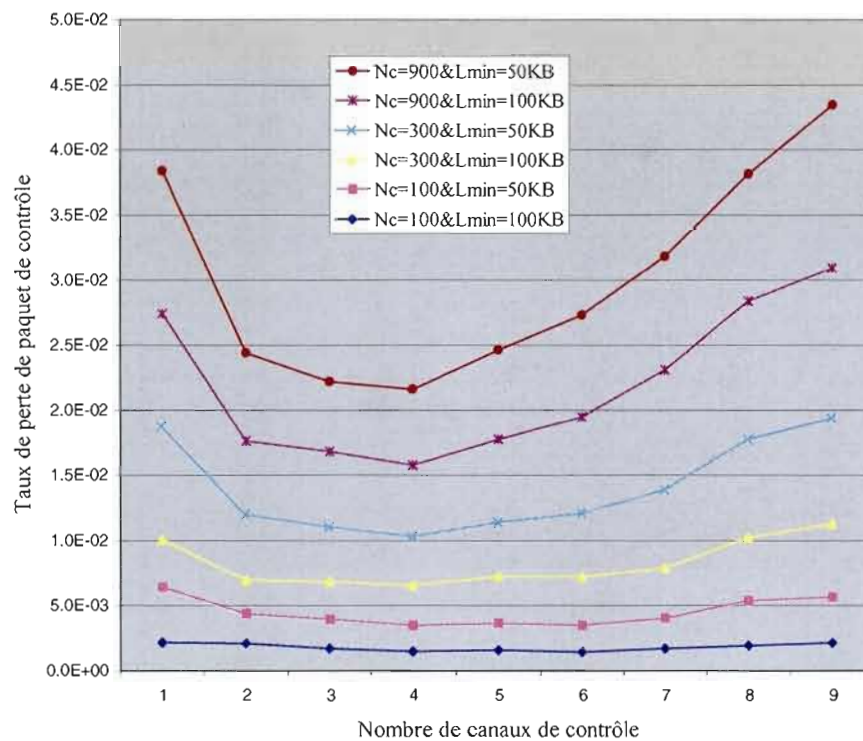


Figure 5.9: 1E-2I-8S : Taux de perte des paquets de contrôle vs. Nombre de canaux de contrôle

La figure 5.10 présente la variation du taux de perte lorsque l'on passe d'un nombre de canal de contrôle à un autre. Tout comme dans le cas du réseau NSFNET, nous observons que les charges faibles (ex :  $N_c=100$ ) présentent la plus faible variation du taux de perte. En effet pour les charges élevées (ex :  $N_c=900$ ), on atteint plus rapidement la saturation des canaux de données. Même si on dispose de canaux pour transmettre le paquet de contrôle, si après l'avoir traité le système se rend compte qu'il n'existe pas de canal disponible pour transmettre la rafale qui lui est associée, le paquet de contrôle en question sera aussi rejeté.

La taille moyenne des rafales construites durant les simulations est présentée dans la figure 5.11. La taille moyenne des rafales dépend de la valeur minimale des rafales. La valeur  $N_{cc}=4$  offre une taille de rafale dans la moyenne.

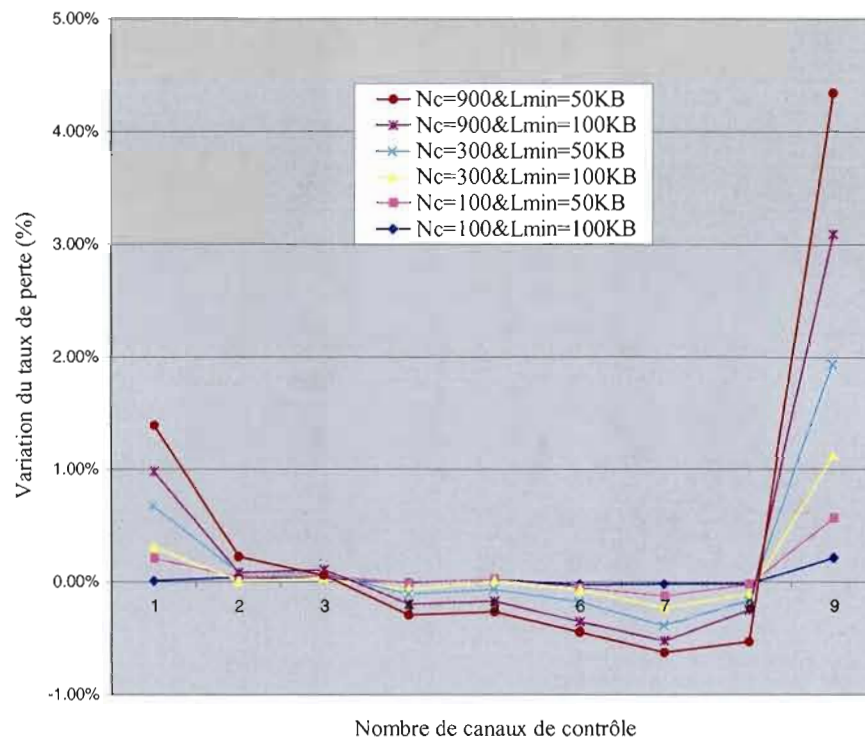


Figure 5.10: Variation de taux de pertes vs. Nombre de canaux de contrôle

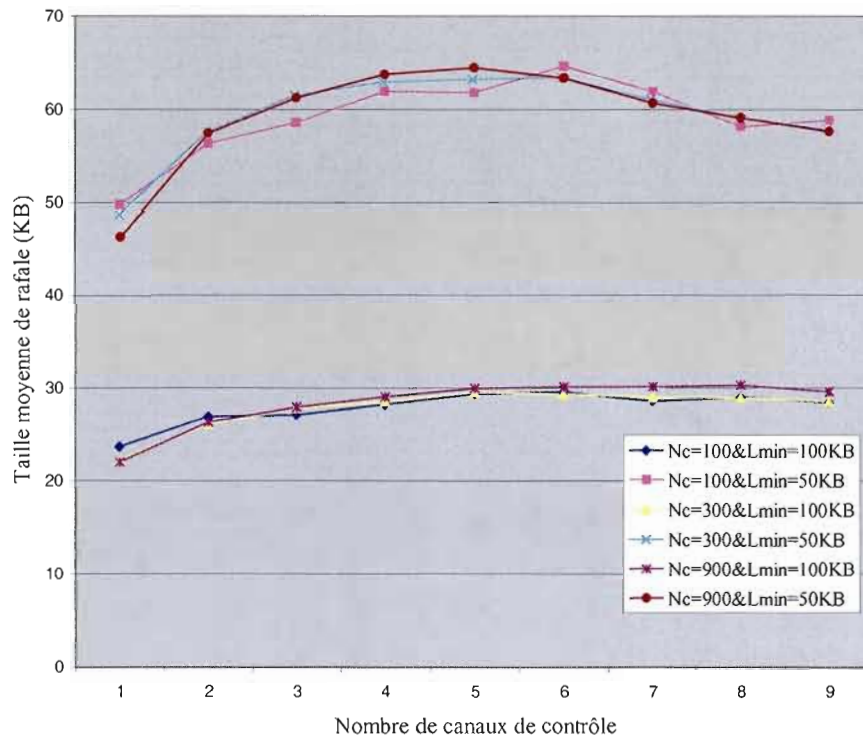


Figure 5.11: Taille moyenne de rafale vs. Nombre de canaux de contrôle

### 5.3 Construction des rafales

Dans cette section, nous utilisons les résultats obtenus dans la section précédente. Plus particulièrement le choix de la proportion  $N_{cc} / N_{cd}$ . Pour évaluer les performances de la nouvelle technique de construction des rafales, nous mesurons le taux de perte, le débit de rafale et de paquet, la taille moyenne des rafales et la durée de construction des rafales. Les simulations sont répétées pour différents nombres de connexions TCP. Les résultats obtenus avec le mécanisme MDC sont comparés à ceux du mécanisme MT présenté au chapitre 4. Les simulations faites dans cette section sont une extension de celles faites dans (Sanghavi, Elbiaze et Zhani, 2007).

### 5.3.1 Topologie

La topologie 1E-2I-8S de la section précédente est reprise avec l'intégration du nombre d'assembleurs disponibles au nœud source S1. Cette topologie comporte 8 assembleurs et chaque assembleur reçoit les paquets destinés à un seul nœud de sortie (Figure 5.12). Elle dispose également de 4 canaux de contrôle pour acheminer les paquets de contrôle venant des 8 assembleurs.

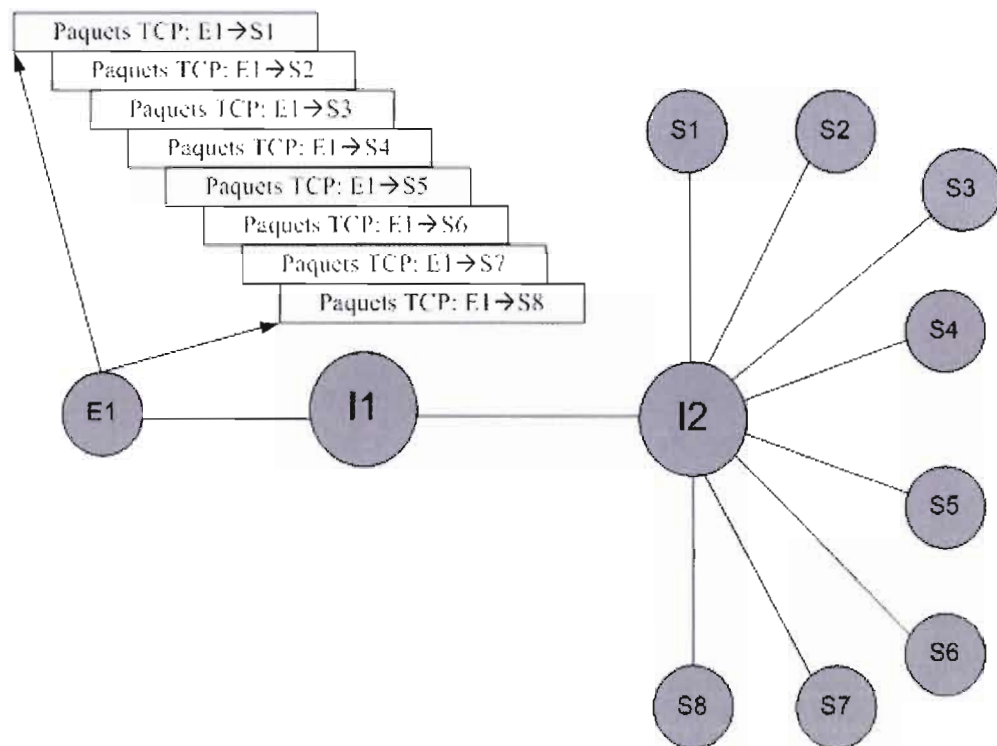


Figure 5.12: 1E-2I-8S avec les assembleurs

### 5.3.2 Environnement de simulations

Les simulations ont été conduites avec les hypothèses suivantes:

- Un générateur de trafic FTP est utilisé pour générer le trafic FTP.
- La taille des paquets TCP est fixée à 2000 octets
- Le temps maximal d'assemblage est fixé à 0.1ms
- Le premier paquet excédant la taille de la rafale est construit avec la rafale
- Le compteur de temps est mis à zéro à l'arrivée d'un premier paquet dans l'assembleur
- Chaque lien du réseau est constitué de 16 canaux ( $N_{cc}=4$  et  $N_{cd}=12$ , résultat obtenu de la section précédente)
- Toutes les longueurs d'onde ont la même bande passante: 10Gbps
- Pas d'utilisation de FDL
- Le protocole JET est utilisé pour la signalisation et LAUC est utilisé pour l'ordonnance

Le choix de l'« *offset-time* » se fait de telle sorte que les paquets de contrôle aient suffisamment de temps pour se faire traiter.

### 5.3.3 Résultats et analyses

Afin d'observer l'impact des contentions à l'entrée des canaux de contrôle, les paramètres de simulation sont choisis de telle sorte que les pertes se passent seulement à l'entrée du réseau OBS, après le mécanisme de construction des rafales.

Le taux de perte de rafale et de paquet de TCP en fonction du nombre de connexions TCP pour chaque couple (source, destination) est présenté par les figures 5.13 et 5.14 respectivement. Pour des charges relativement faibles (entre 100 et 1800 connexions TCP), le taux de perte est complètement réduit à zéro. Pour les charges de trafic élevées (au dessus de 1800 connexions TCP), la disponibilité des canaux de contrôle devient un problème crucial. La rafale est retenue en construction jusqu'à une valeur maximale déterminée par le temps maximale de construction, après lequel elle est rejetée si aucune ressource n'est disponible. Ce résultat est très bénéfique pour la méthode MT présentée plus haut. En effet, la technique MDC, appliquée à MT réduit grandement le taux de perte. Ce taux passe de moyenne (Uengsakul et Erke, 2004) à faible. Du fait que MT possède déjà le meilleure durée de

construction de rafale (Uengsakul et Erke, 2004), en lui appliquant MDC qui permet également de limiter la durée de construction des rafales, on fait de lui le mécanisme idéal.

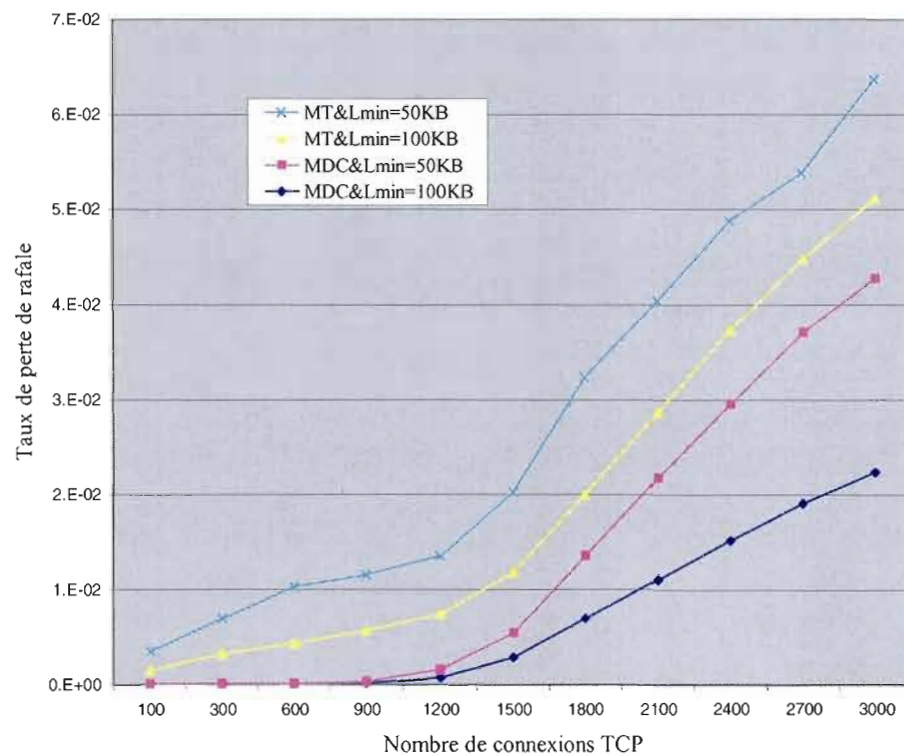


Figure 5.13: Taux de perte des rafales vs. Nombre de connexions TCP



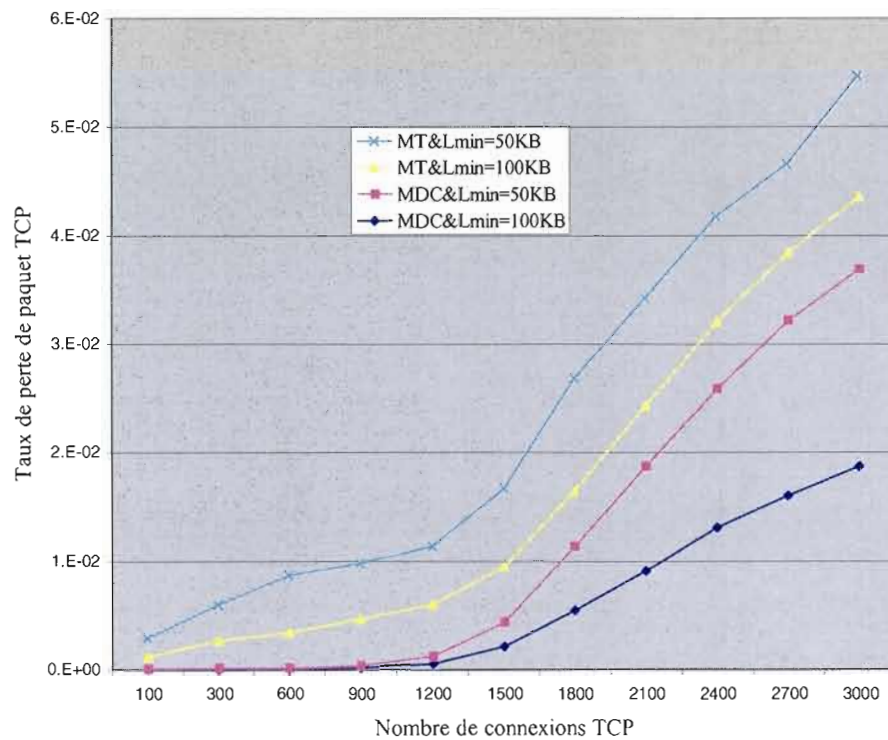


Figure 5.14: Taux de perte de paquet TCP vs. Nombre de connexions TCP

Les figures 5.15 et la figure 5.16 présentent le débit de rafales et celui des paquets TCP respectivement. Le débit représente le nombre de rafales ou paquets transmis avec succès pendant une seconde. Malgré le fait que MDC offre un débit de rafale plus faible que celui de MT, il offre un débit de paquet plus élevé que MT. L'explication la plus logique de ce résultat est la suivante: avec le mécanisme MDC, le système construit les rafales de taille plus grande (Figure 5.17) pendant une durée plus élevée et donc moins de rafale sont construites. Malgré la grande taille des rafales obtenu avec MDC, le taux de perte résultant des contentions reste inférieur a celui obtenu avec MT (voire Figure 5.14).



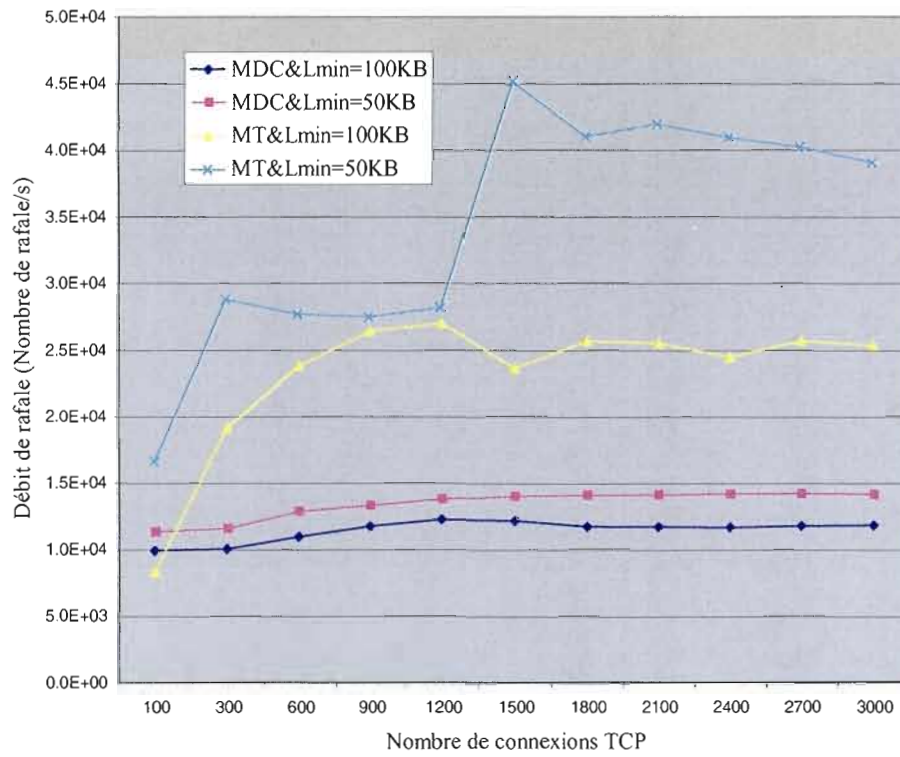


Figure 5.15: Débit de rafale vs. Nombre de connexions TCP

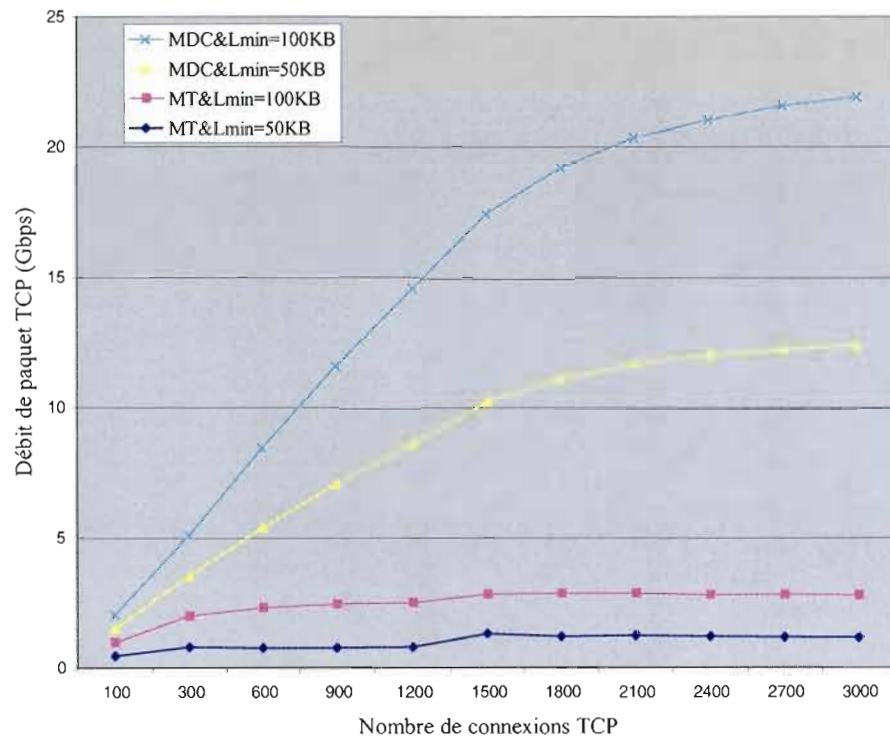


Figure 5.16: Taux de perte des paquets TCP vs Nombre de connexions TCP

Comparant la taille moyenne des rafales construites (Figure 5.17), la taille des rafales change en fonction du nombre de connexions TCP dans le cas de MDC. MT présente une légère variation de la taille des rafales. La différence majeure entre MT et MDC réside dans leur approche de construction des rafales. Comme décrit au chapitre 4, le principe de construction des rafales de MT tient compte uniquement de la taille et de la durée de construction. Si pour les charges de trafic élevées, on peut atteindre la valeur minimale de la rafale, alors la rafale est construite. Même en doublant la taille minimale (passant de 50KB à 100KB), on obtient toujours un taux de perte plus élevé que celui de MDC.

Malgré le fait que MDC conduit à la construction des rafales de grande taille, le taux de perte des paquets résultant de la contention de ces paquets reste plus bas (Figure 5.14). La limite

fixée par le temps maximal de construction des rafales permet de limiter la taille des rafales qui pourraient occasionner une perte très élevée des paquets lors des contentions entre rafales.

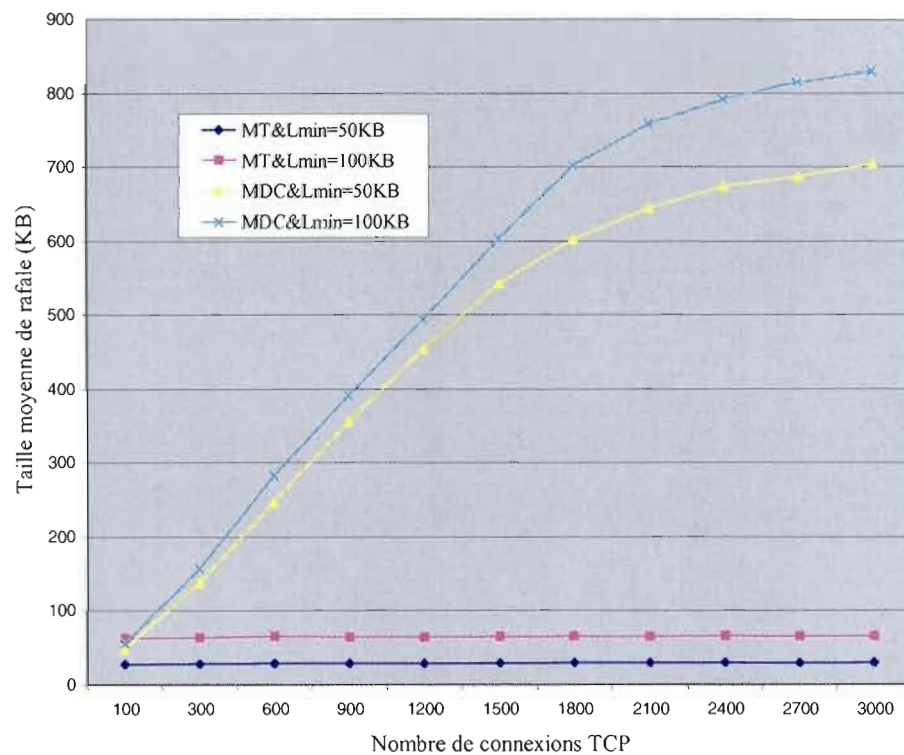


Figure 5.17: Taille moyenne des rafales vs. Nombre de connexions TCP

Comparant la durée de construction des rafales dans l'assembleur (Figure 5.18), nous observons que MDC introduit un délai supérieur à celui de MT. Malgré le fait que MDC offre un délai de construction des rafales plus élevé que MT, ce délai reste inférieure à la durée maximale  $T_{max} = 0,1ms$ . MDC a l'avantage d'offrir une gigue (variation de délai) plus uniforme lorsque l'on passe d'une charge à une autre.

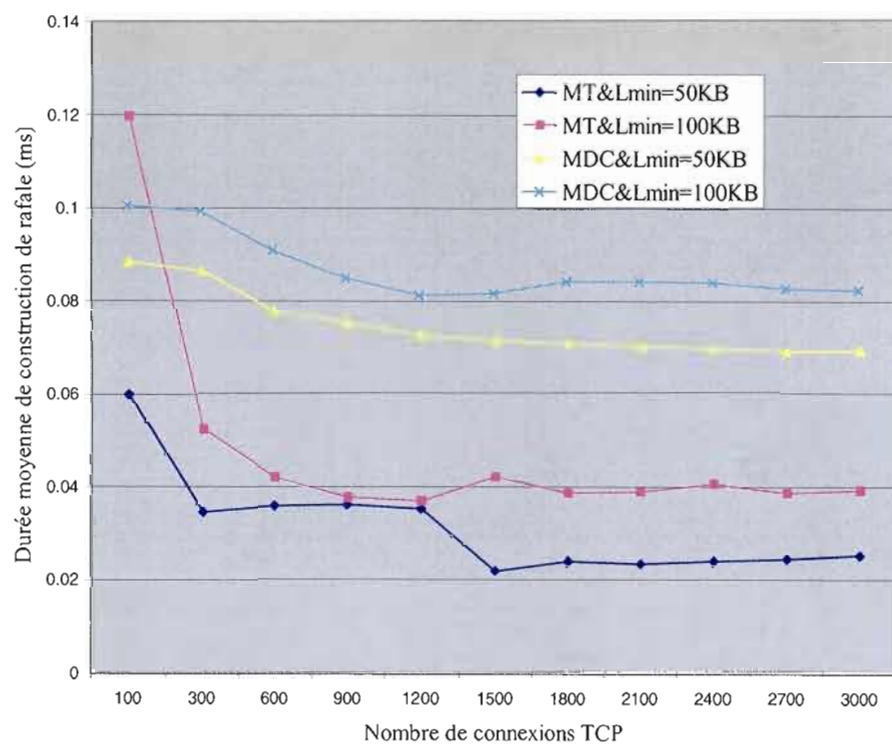


Figure 5.18: Durée moyenne des rafales vs. Nombre de connexions TCP

## CONCLUSION

Dans ce mémoire, nous avons exploré l'évolution des réseaux optiques. Malgré les qualités incontestables de la fibre optique, la satisfaction de la demande en bande passante de plus en plus croissantes des utilisateurs passera par l'adoption des réseaux « *tout-optique* ». Nous avons également présenté les techniques de commutation adaptées.

La commutation de circuit optique (OCS) est facile à mettre en œuvre mais ne permet pas une meilleure utilisation de la bande passante disponible.

La commutation de paquet optique (OPS) quant à elle possède une granularité fine. Mais la construction du matériel nécessaire pour sa conception n'a pas encore atteint sa maturité.

La commutation de rafale optique s'impose comme technique idéale, du fait qu'elle possède une bonne granularité et peut déjà être mise en œuvre. Cependant, beaucoup de problèmes restent à résoudre pour pouvoir construire un réseau OBS aux performances satisfaisantes. Le principal problème étant la réduction du taux de perte.

Nous avons dans ce mémoire exploré différentes techniques de réduction des pertes et avons proposé une nouvelle technique qui peut réduire les pertes dues aux congestions dans les canaux de contrôle et réduire les pertes dues aux contentions à l'entrée des canaux de contrôle.

L'ensemble des travaux futurs incluent le bon dimensionnement des réseaux OBS en fonction de la charge du réseau et l'extension de la technique de construction de rafales proposée. Il s'agira de tenir compte des contentions entre paquets de contrôle provenant de nœuds périphériques différents.

## REFERENCES

- Bayvel, P. 2000. «Future high-capacity optical telecommunication networks». *Royal Society of London Phil Tr A*. vol. 358, no 1765, p. 303-329.
- Callegati, F., H. C. Cankaya, Y. Xiong et M. Vandenhoute. 1999. «Design Issues of Optical IP Routers for Internet Backbone Applications». *IEEE Communications Magazine*. vol. 37, no 12, p. 124 -128
- Cameron, C. W. 2005. «Optical burst switching: towards feasibility». Melbourne, Australia, Department of Electrical and Electronic Engineering, University of Melbourne.
- Cao, X., J. Li, Y. Cheng et C. Qiao. 2002. «Assembling TCP/IP Packets in Optical Burst Switched Networks». *IEEE Globecom*. vol. 3, p. 2808-2812.
- Cavendish, D. 2000. Evolution of optical transport Technologies: From SONET/SDH to WDM. *IEEE Communications Magazine*. p. 164-172
- Chen, Y., H. Wu, D. Xu et C. Qiao. 2003. «Performance analysis of optical burst switched node with deflection routing». *IEEE International Conference on Communications*. vol. 2, p. 1355-1359.
- Chen, Y., C. Qiao et X. Yu. 2004. «Optical Burst Switching: A New Area in Optical Networking Research». *IEEE Network*. Vol. 18, p. 16-23
- Chi, Y., H. Junbin, L. Zhengbin et X. Anshi (2005). «A Novel Burst Assembly Algorithm for OBS networks --Based On Data-length Time-lag Product--». *Asia-Pacific Conference on Communication*. Springer Berlin. p. 368-377
- Choi, J. Y., J. Choi et M. Kang. 2005. «Dimensioning Burst Assembly Process in Optical Burst Switching Networks». *IEICE Transactions on Communications*. vol. E88.B, no 10.
- Deti, A., et M. Listanti. 2002. «Impact of segments aggregation on TCP Reno flows in optical burst switching networks». *IEEE INFOCOM*. vol. 3, p. 1803-1812.

- Dolzer, K., C. Gauger, J. Spath et S. Bodamer. 2001. «Evaluation of reservation mechanisms for optical burst switching ». *AEU International Journal of Electronics and Communications*. vol. 55, no 1.
- Gauger, C. M., J. Scharf et M. Kohn. 2004. «Comparison of Contention Resolution Strategies in OBS Network Scenarios». *ICTON*. vol. 1, p. 18-21.
- Gnauck, A. H., L.H. Spiekman, J.M. Wiesenfeld et L.D. Garrett. 2000. «Dynamic add/drop of 8-of-16 10-Gb/s channels in 4x40km semiconductor-optical-amplifier-based WDM system». In *Optical Fiber Communication Conference*. vol. 4, p. 284-286.
- Hwang, I. Y, J. H. Ryou et H. S. Park. 2005. «Offset-Time Compensation Algorithm – QoS Provisioning for the Control Channel of the Optical Burst Switching Network». *International conference on Information Networking* Springer Berlin / Heidelberg, vol. 3391, p. 362-369.
- Hwang, I. Y., S. Lee et H. S. Park. 2006. «Impact of Burst Control Packet Congestion on Burst Loss Rate in Optical Burst Switched Networks». *International conference on Information Networking* Springer Berlin / Heidelberg, vol. 3961, p.369-378.
- IETF-30. 1994. «RFC 1577 Classical IP and ARP over ATM».
- Jue, J. P., et V. M. Vokkarane. 2004. *Optical Burst Switched Networks*. Springer.
- Kantarci, B., et S. Oktug. 2006. «Path Loss Rate Driven Burst Assembly in OBS Networks ». In *Computer and Information Sciences – ISCIS 2006*, Springer Berlin / Heidelberg, vol. 4263, p. 483-492.
- Kantarci, B., S. Oktug et T. Atmaca. 2005. « Analyzing the Effects of Burst Assembly in Optical Burst Switching under Self-similar Traffic ». In *Proc. Advanced Industrial Conference on Telecommunications*. p. 109-114
- Kim, J., J. Choi et M. Kang. 2004. «Offset-Time Based Scheduling Algorithm for Burst Control Packet in Optical Burst Switching ». *Lecture Notes in Computer Science (LNCS)*. vol. 3090, p. 827-834.
- Kim, J., H. Yun, J. Choi et M. Kang. 2002. «A novel buffer scheduling algorithm for burst control packet in optical burst switching WDM networks». *International Society for Optical Engineering proceedings series*. vol. 4910, p. 54-62.
- K., Milan 1996. «Benefits of Wavelength Translation in All-Optical Clear-Channel Networks». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. vol. 14, p. 868-880
- Liu, J., et N. Ansari. 2004. «The Impact of the Burst Assembly Interval on the OBS Ingress Traffic Characteristics and System Performance». *IEEE International Conference on Communications. Paris, France*, vol. 3, p. 1559-1563

- Luo, J., Q. Zeng, H. Chi, Z. Zhang et H. Zhao. 2003. «The impacts of Burst Assembly on the Traffic Properties in Optical Burst Switching Networks». *International Conference on Communication Technology Proceedings*. vol.1, p. 521-524.
- Maach, A., et G. V. Bochmann. 2002. «Segmented Burst Switching: Enhancement of Optical Burst Switching to decrease loss rate and support quality of service Sixth IFIP Working Conference on Optical Network design and modeling». Torino, Italy, p. 69-84.
- Modiano, E., et A. Narula-Tam. 2002. «Survivable Lightpath Routing: Survivable Lightpath Routing: A New Approach to the Design of WDM-Based Networks». *IEEE Journal On Selected Areas In Communications*. vol. 20, no 4, p. 800-809.
- Morató, D., J. Aracil, L. A. Díez, M. Izal et E. Magaña. 2001. «On linear prediction of Internet traffic for packet and burst switching networks ». *In Proc. of 10th Tenth International Conference on Computer Communications and Networks*, p. 138-143.
- Odlyzko, A. M. 2003. «Internet traffic growth: Sources and implications». *In Proc. SPIE Optical Transmission Systems and Equipment for WDM Networking II*. vol. 5247, p. 1-15.
- Pang, J, Z Tan, L Liu et Z Li. 1998. «A novel single-chip fabrication technique for three-dimensional MEMS structures ». *in Proc. International Conference on Solid-State and Integrated Circuit Technology (ICSICT)*, p. 936-938.
- Qiao, C, et M. Yoo. 2000. «Choice, and Feature and Issues in Optical Burst Switching». *optical network magazine*. vol. 1, no 2, p. 36-44.
- Qiao, C. 2000. Labeled Optical Burst Switching for IP-over-WDM integration. *IEEE Communications Magazine*. vol. 38, no 9, p. 104 - 114.
- Qiao, C., et M. Yoo. 1999. «Optical Burst Switching (OBS) - a new paradigm for an Optical Internet». *Journal of High Speed Networks (JHSN)*. vol. 8, no 1, p. 69-84.
- Qiao, C., et M. Yoo. 1999. «Optical burst switching (OBS) A new paradigm for an optical internet». *Journal of High Speed Networks*. vol. 8, p. 69-84.
- Rajaduray, R., S. Ovadia et D. J. Blumenthal. 2004. «Analysis of an Edge Router for Span-Constrained Optical Burst Switched (OBS) Networks». *Journal Of Lightwave Technology*. vol. 22, no 11, p. 2693-2705.
- Ramamurthy, R., et B. Mukherjee. 1998 «Fixed-Alternate Routing and Wavelength Conversion in Wavelength-Routed Optical Networks». *IEEE Global Telecommunications Conference*. vol. 4, p. 2295-2302.



- Robinson, S. D. 2001. «MEMS Technology -- Micromachines Enabling the “All Optical Network»». In *IEEE Electronic Components and Technology Conference*. p. 423-428.
- Rodrigues, J.J.P.C., M.M. Freire et P. Lorenz. 2006. «Performance implications of control packet processing and optical switch configuration times for optical burst switched mesh networks with degree-four topologies». *International Symposium on Computer Networks*. p. 167-172.
- Sun, Y, J. L. Zyskind et A. K. Srivastava. 1997. «Average Inversion Level, Modeling, and Physics of Erbium-Doped Fiber Amplifiers». *IEEE Journal Of Selected Topics In Quantum Electronics*. Vol. 3, No 4, p. 991-1007.
- Sanghapi, J. N. T., H. Elbiaze et M. F. Zhani. 2007. «Adaptive Burst Assembly Mechanism for OBS Networks Using Control Channel Availability». *9th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON '07)*. vol. 3, p. 96-100.
- Teng, J., et G. N. Rouskas. 2003. «A Comparison of the JIT, JET, and Horizon Wavelength Reservation Schemes on A Single OBS Node». In *Proc of the First International Workshop on Optical Burst Switching*.
- Tomsu, P., et C. Schmutzer. 2002. Next generation optical networks The convergence of IP intelligence and optical technologies. Prentice Hall.
- Turner, J. S. . 1999. «Terabit burst switching». *Journal of. High Speed Networks*. vol. 8, no 1, p. 3-16.
- Uengsakul, J., et T. Erke. 2004. «Performance Evaluation of Assembly Mechanisms for JET-Based Optical Burst Switching Networks». *IEEE Communications Magazine*.
- UIT-T. 1998. «Interfaces optiques pour systèmes multicanaux avec amplificateurs optiques».
- Vokkarane, V. M., K. Haridoss et J. P. Jue. 2002. «Threshold-Based Burst assembly Policies for QoS Support in Optical Burst-Switched Network». In *Proc. SPIE OptiComm*
- Vokkarane, V. M., et J. P. Jue. 2003. «Prioritized Burst Segmentation and Composite Burst-Assembly Techniques for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks». *IEEE Journal Of Selected Areas In Communications*. vol. 21, no 7, p. 1198-1209.
- Wei, J. Y., et R. I. McFarland. 2000. «Just-In-Time signaling for WDM optical burst switching networks». *Journal of Lightwave Technology*. vol. 18, no 12, p. 2019-2203.
- Xiong, Y. 2000. «Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. vol. 18, no 10, p. 1838-1851.

- Yao, S., B. Mukherjee et S. Dixit. 2000. «Advances in photonic packet switching: an overview». *IEEE Communications Magazine*. vol. 38, no 2, p. 84-94.
- Yao, S., B. Mukherjee, S. J. B. Yoo et S. Dixit. 2003. «A Unified Study of Contention-Resolution Schemes in Optical Packet-Switched Networks». *Journal Of Lightwave Technology*. vol. 21, no 3. p. 672-683
- Yao, M., et C. Qiao. 1997. «Just-enough-time (JET): A high speed protocol for bursty traffic in optical network». *IEEE/LEOS Summer Tropical Meetings Dig. for Conf. Technologies Global Information Infrastructure*, p. 26-27
- Yoo, M., C. Qiao et S. Dixit. 2001. « Optical burst switching for service differentiation in the next-generation optical internet». *IEEE Communications Magazine*. vol. 39 no 2, p. 98-104.

## LISTE DE PUBLICATIONS

Sanghapi, J. N. T., H. Elbiaze et M. F. Zhani. 2007. «Adaptive Burst Assembly Mechanism for OBS Networks Using Control Channel Availability». *Transparent Optical Networks. ICTON '07. 9th International Conference on*. Vol.3, p. 96-100.